

# PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number : 2000-201383

(43)Date of publication of application : 18.07.2000

(51)Int.Cl.

H04Q 7/38  
H04L 29/06

(21)Application number : 11-291738

(71)Applicant : LUCENT TECHNOL INC

(22)Date of filing : 14.10.1999

(72)Inventor : CHUAH MOOI CHOO  
YUE ON-CHING  
ZHANG QINQING

(30)Priority

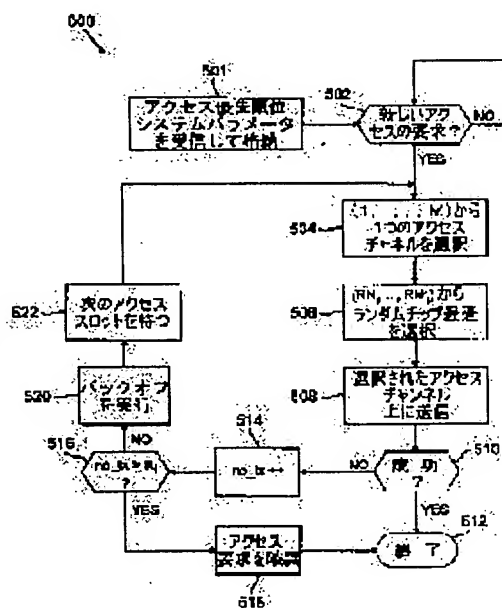
Priority number : 98 172495 Priority date : 14.10.1998 Priority country : US

## (54) METHOD AND DEVICE FOR ACCESS PRIORITY BASED ON RETRANSMISSION IN COMMUNICATION SYSTEM

(57)Abstract:

**PROBLEM TO BE SOLVED:** To enable access priority control by assigning an access priority attribute having the priority higher than the priority concerning an access priority attribute, which is assigned to an access request signal, to a following access request signal when the access request signal is not received.

**SOLUTION:** When a terminal judges an access request is not received by a base station, a function called no-tx is incremented just for '1'. Then, no-tx is compared with Ki (the maximum number of retransmission retry of class (i)). Then, the greater Ki (namely  $K_i \geq K_i + 1$ ) is assigned to the class of higher priority and the retry of retransmission is performed often. When the maximum value of retransmission is not reached, a back-off process is executed. Then, a remote terminal waits the next usable access slot and repeats the process. Thus, when the priority of transmission is high, since the selection is performed from the bottom random chip delay distribution, the possibility to make the request successful is improved.



## LEGAL STATUS

[Date of request for examination] 16.01.2001

[Date of sending the examiner's decision of rejection]

[Kind of final disposal of application other than the examiner's decision of rejection or application converted registration]

[Date of final disposal for application]

[Patent number] 3588017

[Date of registration] 20.08.2004

[Number of appeal against examiner's decision of

(19) 日本国特許庁 (JP)

## (12) 公開特許公報 (A)

(11) 特許出願公開番号

特開2000-201383

(P2000-201383A)

(43) 公開日 平成12年7月18日 (2000.7.18)

(51) Int.Cl. <sup>7</sup>	識別記号	FI	テーマコード(参考)
H04Q 7/38		H04B 7/26	109A
H04L 29/00		H04L 13/00	305D

審査請求 未請求 請求項の数30 OL (全23頁)

(21) 出願番号	特願平11-291738	(71) 出願人	596092698 ルーセント テクノロジーズ インコーポ レーテッド アメリカ合衆国, 07974-0636 ニュージ ャーシイ, マレイ ヒル, マウンテン ア ヴェニュー 600
(22) 出願日	平成11年10月14日 (1999.10.14)	(72) 発明者	ムーイ チョー チュー アメリカ合衆国 07724 ニュージャーク シイ, イートンタウン, イートンクレスト ドライブ 184ビー
(31) 優先権主張番号	09/172495	(74) 代理人	100064447 弁理士 岡部 正夫 (外11名)
(32) 優先日	平成10年10月14日 (1998.10.14)		
(33) 優先権主張国	米国 (US)		

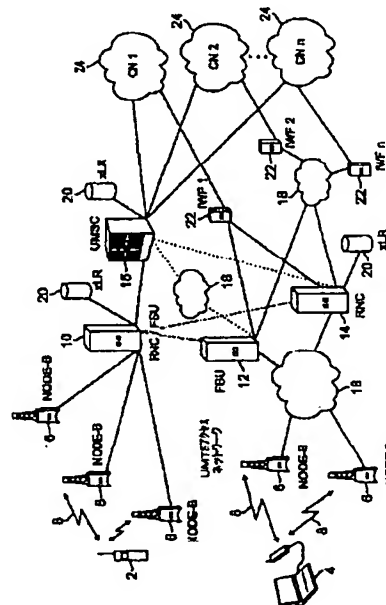
最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 通信システムにおける再送信に基づくアクセス優先順位のための方法および装置

## (57) 【要約】

【課題】 本発明は、通信システムにおけるアクセス優先順位を提供する方法および装置に関し、特に、次世代移動電気通信システムの媒体アクセス制御プロトコルにおいてアクセス優先順位制御を提供する方法および装置を提供する。

【解決手段】 本発明は、代表的には無線通信システムの遠隔端末におけるアクセス優先順位制御方法であって、該無線通信システムにおける基地局に送信するための第1のアクセス要求信号にアクセス優先順位属性を割り当てる段階からなり、該アクセス優先順位属性は、予め確立されたアクセス優先順位クラスにそれぞれ関連する複数のアクセス優先順位属性の中から割り当てられ、該方法はさらに、少なくとも該第1のアクセス要求信号が該基地局によって受信されない場合、該第1のアクセス要求信号に割り当てられた該アクセス優先順位属性に関連する優先順位よりも高い優先順位を有するアクセス優先順位属性を後続のアクセス要求信号に割り当てる段階とからなることを特徴とする。



【特許請求の範囲】

【請求項1】 無線通信システムの遠隔端末におけるアクセス優先順位制御方法であって、

該無線通信システムにおける基地局に送信するための第1のアクセス要求信号にアクセス優先順位属性を割り当てる段階からなり、該アクセス優先順位属性は、予め確立されたアクセス優先順位クラスにそれぞれ関連する複数のアクセス優先順位属性の中から割り当てられ、該方法はさらに、

少なくとも該第1のアクセス要求信号が該基地局によって受信されない場合、該第1のアクセス要求信号に割り当てられた該アクセス優先順位属性に関連する優先順位よりも高い優先順位を有するアクセス優先順位属性を後続のアクセス要求信号に割り当てる段階とからなることを特徴とする方法。

【請求項2】 請求項1の方法において、該アクセス優先順位属性が各チップ遅延を含み、該チップ遅延は該予め確立されたアクセス優先順位クラスにそれぞれ関連することを特徴とする方法。

【請求項3】 請求項2の方法において、該後続のアクセス要求信号に関連する該チップ遅延は、該第1のアクセス要求信号に関連する該チップ遅延よりも小さいことを特徴とする方法。

【請求項4】 請求項1の方法において、該アクセス優先順位属性は、各最大許容可能送信試行値を含み、該値は該予め確立されたアクセス優先順位クラスにそれぞれ関連することを特徴とする方法。

【請求項5】 請求項4の方法において、該後続のアクセス要求信号に関連する該最大許容可能送信試行値は、該第1のアクセス要求信号に関連する該最大許容可能送信試行値よりも大きいことを特徴とする方法。

【請求項6】 請求項1の方法であって、更に、該第1のアクセス要求信号の受信を示す該基地局からの承認信号の受信を監視する段階からなることを特徴とする方法。

【請求項7】 請求項6の方法であって、更に、該基地局が先行するアクセス要求を受信しなかったことを該監視段階が示す場合、該基地局に対して行われたアクセス要求送信試行の数を示す変数を増分する段階を含むことを特徴とする方法。

【請求項8】 請求項7の方法であって、更に、該アクセス要求送信試行変数を該最大許容可能送信試行値と比較して、該アクセス優先順位クラスの該最大許容可能送信試行が行われたか否かを判定する段階を含むことを特徴とする方法。

【請求項9】 請求項8の方法であって、更に、該アクセス要求送信試行変数が少なくとも該最大許容可能送信試行値未満である場合、バックオフ・プロセスを実行する段階からなることを特徴とする方法。

【請求項10】 請求項1の方法において、該予め確立

されたアクセス優先順位クラスは、サービス・レベル、メッセージ内容、および遅延要求のうち1つに関連することを特徴とする方法。

【請求項11】 請求項1の方法において、更に、該基地局から該複数のアクセス優先順位属性を受信する段階からなることを特徴とする方法。

【請求項12】 請求項1の方法において、該無線通信システムがUMTSであることを特徴とする方法。

【請求項13】 請求項1の方法において、アクセス要求信号をRACH上で送信することを特徴とする方法。

【請求項14】 無線通信システムの基地局におけるアクセス優先順位制御方法であって、

予め確立されたアクセス優先順位クラスにそれぞれ関連する複数のアクセス優先順位属性を同報通信する段階と、

該遠隔端末からアクセス要求信号が受信された該無線通信システムにおける遠隔端末に承認信号を送信する段階とからなることを特徴とする方法。

【請求項15】 無線通信システムにおけるアクセス優先順位制御のための装置であって、

該無線通信システムにおける基地局に送信するための第1のアクセス要求信号に第1のアクセス優先順位属性を割り当てると共に、該第1のアクセス優先順位属性に関連する優先順位よりも高い優先順位を有する第2のアクセス優先順位属性を、送信するための後続のアクセス要求信号に割り当てるように構成された遠隔端末からなることを特徴とする装置。

【請求項16】 請求項15の装置において、該遠隔端末が移動端末であることを特徴とする装置。

【請求項17】 請求項15の装置において、該遠隔端末が固定端末であることを特徴とする装置。

【請求項18】 請求項15の装置において、該アクセス優先順位属性が各チップ遅延を含み、該チップ遅延は該予め確立されたアクセス優先順位クラスにそれぞれ関連することを特徴とする装置。

【請求項19】 請求項18の装置において、該後続のアクセス要求信号に関連する該チップ遅延は、該第1のアクセス要求信号に関連する該チップ遅延よりも小さいことを特徴とする装置。

【請求項20】 請求項15の装置において、該アクセス優先順位属性は、各最大許容可能送信試行値を含み、該値は該予め確立されたアクセス優先順位クラスにそれぞれ関連することを特徴とする装置。

【請求項21】 請求項20の装置において、該後続のアクセス要求信号に関連する該最大許容可能送信試行値は、該第1のアクセス要求信号に関連する該最大許容可能送信試行値よりも大きいことを特徴とする装置。

【請求項22】 請求項15の装置において、更に、該遠隔端末が、該第1のアクセス要求信号の受信を示す該基地局からの承認信号の受信を監視することを特徴とす

る装置。

【請求項23】 請求項22の装置において、更に、該基地局が先行するアクセス要求を受信しなかったことを該監視段階が示す場合、該遠隔端末は、該基地局に対して行われたアクセス要求送信試行の数を示す変数を増分することを特徴とする装置。

【請求項24】 請求項23の装置において、更に、該遠隔端末が、該アクセス要求送信試行変数を該最大許容可能送信試行値と比較して、該アクセス優先順位クラスの該最大許容可能送信試行が行われたか否かを判定する 10 ことを特徴とする装置。

【請求項25】 請求項24の装置において、更に、該アクセス要求送信試行変数が少なくとも該最大許容可能送信試行値未満である場合、該遠隔端末がバックオフ・プロセスを実行することを特徴とする装置。

【請求項26】 請求項15の装置において、該予め確立されたアクセス優先順位クラスは、サービス・レベル、メッセージ内容、および遅延要求のうち1つに関連することを特徴とする装置。

【請求項27】 請求項15の装置において、更に、該 20 遠隔端末が該基地局から該複数のアクセス優先順位属性を受信することを特徴とする装置。

【請求項28】 請求項15の装置において、該無線通信システムがUMTSであることを特徴とする装置。

【請求項29】 請求項15の装置において、アクセス要求信号をRACH上で送信することを特徴とする装置。

【請求項30】 無線通信システムにおけるアクセス優先順位制御のための装置であって、 30 予め確立されたアクセス優先順位クラスにそれぞれ関連する複数のアクセス優先順位属性を同報通信すると共に、該無線通信システムにおける遠隔端末であって、ここからアクセス要求信号が受信された該遠隔端末に承認信号を送信するように構成された基地局からなることを特徴とする装置。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】本発明は、通信システムにおけるアクセス優先順位を提供するための方法および装置 40 に関し、更に特定すれば、次世代移動電気通信システムの媒体アクセス制御プロトコルにおいてアクセス優先順位制御を提供するための方法および装置に関する。

【0002】

【発明の背景】過去10年間、マルチメディア機能を移動通信に統合するために多大な努力が払われてきた。国際電気通信連合(ITU)および他の組織は、既存の固定ネットワークと少なくとも同じ程度の品質で今後の移動通信がマルチメディア用途に対応可能であることを保証する規格および勧告を作り出そうとしている。特に、 50 このような次(第3)世代の移動システムを開発するた

めに、多くの大規模な研究プロジェクトが支援されている。かかる努力のヨーロッパにおける例として、ヨーロッパのAdvanced Communication Technologiesの研究開発、RACE-1、RACE-2、およびAdvanced Communications Technology and Services (ACTS)が挙げられる。マルチメディア通信、インターネット・アクセス、ビデオ/ピクチャ転送のために必要なサービス品質をエンド・ユーザに提供するためには、高ビット・レート機能が必要であることが知られている。かかる要件のもとでは、第3世代システムの伝送機能の目標は、有効範囲全 域に対しては毎秒384キロビット(kb/s)、局部有効範囲に対しては毎秒2メガビット(Mb/s)として規定されている。

【0003】汎用移動電気通信システム(Universal Mobile Telecommunication System: UMTS)は、5メガヘルツの広帯域符号分割多重アクセス(Wideband - Code Division Multiple Access: W-CDMA)を基本とし、マルチメディア対応移動通信を含む第3世代サービスをサポートするために最適化された、新しい無線アクセス・ネットワークである。UMTSの主な設計目標は、移動通信および固定通信のためのインフラを統合する広帯域マルチメディア通信システムを提供すること、ならびに、とりわけ、固定通信および無線通信ネットワークによって提供されるのと同じサービス範囲を提供することであるので、UMTSは、パケット・スイッチ・サービス、様々な混合媒体トラヒック・タイプ、およびオン・デマンド式の帯域幅と同様に、回線交換サービスも提供しなければならない。しかしながら、マルチメディア・サポートを提供する際には、柔軟性が 必要となる。すなわち、異なるビット・レートおよびE<sub>c</sub>/N<sub>0</sub>要件を有するサービスをサポートできること、ならびにかかるサービスをマルチサービス環境において多重化できることが必要である。UMTSは、かかる需要に対応可能であるように設計されている。

【0004】図1を参照すると、UMTSアクセス・ネットワークの例示的なブロック図が示されている。具体的には、複数の遠隔端末2および4(例えば移動端末)は、W-CDMA無線リンク8を介して、基地局(NODE-B)6と通信する。遠隔端末は、内部または外部のモデムを有する無線電話2または携帯パーソナル・コンピュータ4等、様々なデバイスとすることができる。UMTS規格では、基地局をNODE-Bと呼ぶ。これらの基地局は、無線リソース管理機能を提供する、無線ネットワーク・コントローラ(Radio Network Controller: RNC)と呼ばれるネットワーク・コンポーネントと通信する。UMTSはW-CDMAシステムであるので、ソフト・ハンドオフに対応する。ソフト・ハンドオフの場合、2つの基地局6が1つの遠隔端末にサービスを提供する。このため、遠隔端末は、これら2つの 50 基地局に対してフレームを送出する。2つの基地局が遠

隔端末からフレームを受信すると、それらをフレーム選択装置 (Frame Selector Unit: FSU) に送出する。FSUは、フレームの品質上どちらが優れたフレームであるかを決定し、これをコア・ネットワークに送出する。UMTSでは、FSUは、物理的にRNCと一体化することができる。このため、図1では、RNCおよびFSUをブロック10として示すが、機能的に別個に、ブロック12 (FSU) およびブロック14 (RNC) としても示す。UMTSネットワークにおける他のエレメントは、従来の機能を実行する。すなわち、家屋および訪れている場所の情報を提供するXLRデータベース20、および相互作用機能 (InterWorking Function: IWF) ユニット等である。汎用移動スイッチング・センタ (Universal Mobile Switching Center: UMSC) 16は、UMTSにおける基地局6のための移動スイッチング・センタとして機能することは認められよう。サブ・ネットワーク18は、無線サービス・プロバイダ・ネットワークであり、CN1ないしCNnは、遠隔端末が最終的に結合されるコア・ネットワーク24である。

【0005】図2を参照すると、UMTSにおける典型的なプロトコル・スタックの図が示されている。UMTSでは、レイヤ1 (L1) は、物理レイヤ (PHY) であり、MAC (媒体アクセス制御) レイヤおよびこれより上位のレイヤに、情報転送サービスを供給する。物理レイヤ転送サービスは、無線インタフェースの伝達チャネル上で、データがどのように、どの特性と共に転送されるかによって記述される。レイヤ2 (L2) は、サブレイヤから成り、MAC、LAC (Link Access Control: リンク・アクセス制御)、RLC、およびRLC' (Radio Link Control: 無線リンク制御) を含む。UMTSでは、RLCにおいて実行する機能は分割されるので、2つのRLCプロトコル (RLCおよびRLC') を規定する。RLCレイヤおよびMACレイヤは、実時間サービスおよび非実時間サービスを提供する。MACレイヤは、異なるサービスから発するデータ・ストリームの多重化を制御するが、実行はしない。すなわち、MACレイヤによって、論理チャネルを介して、多数の遠隔端末が、共通の物理通信チャネル (例えば同報通信チャネル) を共有することができる。IP (インターネット・プロトコル) は、ネットワーク・レイヤである。

【0006】「Uu」は、遠隔端末と基地局との間のUMTS専用インタフェースを指し、一方、「Iub」は、基地局とRNC/FSUとの間のUMTS専用インタフェースを指す。無線アクセス・ネットワーク (すなわち、プロトコル・スタックのNODE-Bの左側) のレイヤ2は、RLCおよびMACレイヤに分割されており、一方、コア・ネットワーク (プロトコル・スタックのNODE-Bの右側) のレイヤ2は、ネットワーク・

レイヤ・フレームを伝達するために用いる技術、例えばATM (非同期転送モード) またはフレーム・リレーに、より関連が深い。伝送プロトコルとしてIPを示すが、UMTSはこれに限定されるわけではない。すなわち、UMTSは、他の伝送プロトコルに対応することができる。プロトコル・レイヤに関する更なる詳細は、Dahlman等の、「広帯域CDMAに基づくUMTS/IMT-2000 (UMTS/IMT-2000 Based on Wideband CDMA)」 (IEEE Communications Magazine, 第70頁乃至第80頁 (1998年9月)) および、ETSI SMG2/UMTS L2&L3 Expert Groupの、「MS-UTRAN無線インタフェース・プロトコル・アーキテクチャ、ステージ2 (MS-UTRAN Radio Interface Protocol Architecture; Stage 2)」 (Doc SMG2 UMTS-L23 172/98 (1998年9月)) において見ることができる。

【0007】UMTSでは、4種類の用途のトラヒックを扱う必要がある。それらは、(i) 遅延および損失の双方に敏感な用途、例えば対話型ビデオ、(ii) 損失に敏感であるが中程度の遅延を許容することができる用途、例えば対話型データ、(iii) 遅延に敏感であるが中程度の損失を許容する用途、例えば音声、および(iv) 遅延および損失の双方を許容する用途、例えばファイル転送、を含む。

【0008】これらの異なる用途の全てに、異なるサービスの質 (Quality of Service: QoS) を与えるためには、UMTSシステムを適切に設計しなければならない。UMTSシステム設計においては、例えば、ネットワーク・リソースを無駄にすることなくQoSを満足させる方法、および、全トラヒック・タイプが同時に突然起こった場合にシステムを安定した領域で動作させる方法等、いくつかの重要な問題を考慮する必要がある。

【0009】更に、様々なQoSに対応するために、UMTSでは、いくつかのコンポーネントが必要である。例えば、異なる用途による異なるQoS要求の指定が可能であるように、例えば、インターネット・エンジニアリング・タスク・フォース (Internet Engineering Task Force: IETF) が規定する保証サービス・パラメータおよび制御負荷サービス・パラメータ等のサービス・パラメータを規定する必要がある。ユーザは、バースト・モードまたは接続モードのいずれかで、帯域幅リソースを要求することができる。また、UMTSには、ユーザの要求を認めるか否かに関して決定を下す許可制御コンポーネントを備えなければならない。新たな要求を許可する際には、許可された要求が全て同時にピークに達する場合にも、各要求のQoS要件に反しないように行わなければならない (それらが最前の努力を要する要求でない限り)。更に、一旦ユーザの要求を許可したなら、例えば遅延要件、パケット損失要件等、かかるサービス保証を送出するための機構をUMTSネット

ワークに実施しなければならない。差別化したサービスを提供するためにルータが対応可能な機構として、ネットワーク・ノードにおけるスケジューリング・アルゴリズムおよび非適合ユーザのトラヒックに対するパケット・マーキング等がある。

【0010】UMTSにおいて端末のQoSを提供するためには、MACレイヤにいくつかの機構を備えて、異なるQoSを保証する必要がある。異なるQoSを提供する1つの可能な方法は、優先順位機構を備えることである。優先順位機構は、アクセス優先順位、サービス優先順位、またはバッファ管理方式に関して実施可能である。例えば、固定優先順位(fixed priority)、動的優先順位(dynamic priority)のような様々なタイプのサービス優先順位機構がある。固定優先順位機構は、例えば、厳密優先順位(strict priority)および重み付きラウンド・ロビン(weighted round robin)を含む。動的優先順位方式は、例えば、フェア・シェア・キューイング(fair share queuing)、セルフ・クロック・フェア・シェア・キューイング(self-clock fair share queuing)、およびワーストケース・セルフ・クロック・フェア・シェア・キューイング(worst case fair share queuing)原理を含む。

【0011】アクセス優先順位に関して、無線データ・システムでは、スロット・アロハ(Slotted Aloha)、PRMA等、いくつかの周知のチャンネル・アクセス・プロトコルが現在用いられている。従来のスロット・アロハは、比較的単純なプロトコルであるが、データ・ユーザ間の衝突の回避または解消を試みるわけではないので、その理論的な容量はわずか0.37である。

【0012】予約に基づくプロトコルは、パケットを送出する必要があるユーザのためにチャンネル帯域幅を動的に予約することによって、衝突を回避および解消しようとする。典型的に、かかるプロトコルでは、チャンネルをスロットに分割し、これをN個のスロットのフレームにグループ化する。1つのスロットを、更に、k個のミニスロット(minislots)に細分することができる。通常、スロットの $A_1$ を予約の目的に用い、残りの $A-A_1$ スロットがデータ・スロットである。パケットを送出する必要があるユーザは、 $B=A_1 \times k$  ミニスロットのうち1つで予約要求パケットを送出する。予約要求パケットが成功した場合、ユーザまたは基地局が予約を解除するまで、ユーザには、ある数のデータ・スロットが割り当てられる。予約要求パケットが成功しない場合、ユーザは衝突解消法を用いて、送信が成功するまで予約要求を再送信する。

【0013】UTMSの媒体アクセス制御(MAC)プロトコルに関連する論理チャンネルの1つ、すなわちランダム・アクセス・チャンネル(Random Access Channel: RACH)に関して、アクセス優先順位制御は特に重要である。RACHは、遠隔端末から制御情報および

短いユーザ・パケットを搬送するために用いられるアップリンク共通伝達チャンネルである。図3を参照すると、UMTS基地局(図1のNODE-B)において用いるための非コヒーレントRACH検出アルゴリズムの例示的なハードウェアの実施のブロック図が示されている。RACH受信機30は、検出、復調および復号、ならびに承認の機能を提供することができる。検出の目的は、以下で説明するRACHバーストが遠隔端末から送信されているか否かを判定すること、および、入来バーストの最強マルチパス成分を決定することである。また、受信機30は、対応するRACH内に含まれるメッセージを復調および復号して、遠隔端末の識別子および要求されるサービスを確認する。遠隔端末によるRACH送信を復号した後、受信機は承認信号を発生し、この信号は基地局によって、転送アクセス・チャンネル(Forward Access Channel: FACH)を介して、遠隔端末に送信される。

【0014】RACH受信機30は、好ましくは、以下の構造に従って上述の機能を実行する。RACH送信バーストを、ミキサ32によって受信および復調し、次いでフィルタ34によって濾波する。次いで、この信号を、サンプリング装置36においてサンプリングする。デスプレッタ38は、拡張シーケンス、この場合は512ゴールド・コードに従って信号を復号する。復号した信号は、(バッファ40で)バッファリングし、タイム・シフト装置50に送出する。また、デスプレッタ38の出力は、積分器42にも供給する。積分器42の出力を、(ミキサ44で)ミキシングし、タイミング検出器46に供給し、次いで閾値検出器48に供給する。閾値検出器48の出力は、遠隔端末から有効な信号が受信されたか否かを示す。この結果を、タイム・シフト装置50に供給する。これが有効な信号(例えば上述の所定の閾値)である場合、次いで、復号した信号を、装置52によってダウンサンプルする。次いで、以下で説明するプリアンブルに応じて、信号は16タップ・フィルタ装置54を通過し、プリアンブル・サイン検索装置(preamble signature searcher)56に至る。検索装置56の出力によって、遠隔端末の識別子および遠隔端末が要求するサービス(群)に関する情報が、基地局に供給される。

【0015】物理的なRACHは、スロット・アロハ手法に基づいて設計されることが知られている。図4Aに示すように、遠隔端末は、現セルの受信同報通信制御チャンネル(Broadcast Control Channel: BCCH)のフレーム境界に関する8個の明確に規定されたタイム・オフセット(アクセス・スロット#1、...、アクセス・スロット#i、...、アクセス・スロット#8)において、ランダム・アクセス・バースト100を送信することができる。図4Bに示すように、ランダム・アクセス・バーストは、2つの部分、すなわち長さ1

ミリ秒 (ms) のプリアンブル部 102 および長さ 10 ms のメッセージ部 104、ならびに、プリアンブル部とメッセージ部との間の長さ 0.25 ms のアイドル・タイム 106 とから成る。合計で 16 の異なるプリアンブル・サインがあり、長さ 10 の直交ゴールド・コード・セット (Orthogonal Gold code set) (512 のゴールド・コード) に基づいている。利用可能なサインおよびタイム・オフセットに関する情報は、BCH 上で同報通信される。この構造に基づいて、受信機が 128 (16 のプリアンブル・サインを 8 個のタイム・スロットで乗じる) の並列処理装置を有する場合、128 のランダム・アクセス試行を同時に検出することができる。すなわち、現セルのために最大限に構成された基地局について、同等の 128 個のランダム・アクセス・チャンネルを有する。

【0016】従って、かかる同報通信マルチメディア通信システムに関連した固有の要求に対処する、UMTS におけるアクセス優先順位を提供するための方法および装置に対する要望がある。すなわち、UMTS RACH に關してアクセス優先順位を提供する方法および装置に対する要望がある。

【0017】

【発明の概要】本発明は、例えば UMTS RACH に關して、通信システムの MAC プロトコルにおいてアクセス優先順位を与えるための方法および装置を提供する。特に、本発明は、(i) ランダム・チップ遅延アクセス優先順位 (Random Chip Delay Access Priority: RCDAP)、(ii) ランダム・バックオフに基づくアクセス優先順位 (Random Backoff Based Access Priority: RBAP)、(iii) 可変論理チャンネルに基づくアクセス優先順位 (Variable Logical Channel based Access Priority: VLCAP)、(iv) 可変論理チャンネルに基づくアクセス優先順位方式の UMTS 専用の変形 (VLCAP')、(v) 確率に基づくアクセス優先順位 (Probability Based Access Priority: PBAP)、および (vi) 再送信に基づくアクセス優先順位 (Retransmission Based Access Priority: REBAP) を含む、いくつかのアクセス優先順位方法論を採用する。

【0018】本発明の一実施例では、RCDAP の方法および装置を提供する。RCDAP では、基地局にアクセス要求を提示する前に、チップ遅延分布の中から、異なるチップ遅延を各優先順位クラスに割り当てるという利点がある。好ましくは、優先度の高いクラスには、より小さい平均ランダム・チップ遅延を与えて、それらのアクセス要求が、優先度の低いクラスのユーザが提示するものに比べて、捕捉される確率が高くなるようにする。

【0019】本発明の別の実施例では、RBAP の方法および装置を提供する。RBAP では、各優先順位

クラスに、異なるバックオフ遅延 (backoff delay) を割り当てるという利点がある。好ましくは、優先度の高いアクセスに関連する要求は、より小さい平均バックオフ遅延を有する。衝突がある場合、またはアクセス要求が基地局で首尾良く受信されない他の何らかの理由がある場合はいつでも、遠隔端末は、クラス  $i$  に応じて、所定の範囲内に分布するランダム遅延を選択する。

【0020】本発明の更に別の実施例では、VLCAP の方法および装置を提供する。VLCAP では、各加入者に、アクセス優先順位クラス  $i$  を与える。好ましくは、優先度の高いものは、基地局が構成されている論理アクセス・チャンネルの全てにアクセスすることができるが、優先度が最低のものは、論理アクセス・チャンネルの小さいサブセット、例えば 8 個のタイム・オフセットを有する 1 つのプリアンブル・サインのみにアクセスを許されるのみである。この手法の理論的根拠は、遠隔端末が選択を行う際に選択肢となる論理アクセス・チャンネル数が多ければ多いほど、要求が首尾良く送信されるチャンネルを見出す可能性が高くなるということである。

【0021】本発明の更に別の実施例では、VLCAP' の方法および装置の、UMTS 専用の変形を提供する。この VLCAP' 手法は、特に、特別な UMTS アクセス・チャンネル構造を考慮する。すなわち、各プリアンブル・サイン毎に 1 個のタイム・オフセットがあるとしても、基地局に関連する処理の複雑さを制限するために、基地局には 1 個の並列処理装置が存在しない場合がある。例えば、各々が例えば  $(i'')$ 、 $(i+4)''$  のタイム・オフセットを捕捉するようにプログラムされた 4 つの受信機しか存在しない場合がある。このため、VLCAP' 手法に従って、優先度の低いクラスの要求には、より高い番号のタイム・オフセットを割り当て、これにより、優先度の高いクラスからのアクセス要求を最初に受信機によって捕捉することが可能となる。

【0022】本発明の更に別の実施例では、PBAP の方法および装置を提供する。PBAP では、各加入者に、アクセス優先順位クラス  $i$  を与える。各アクセス優先順位クラス  $i$  は、ある確率  $P_i$  によってアクセス要求を送信することができるだけである。最高の優先度のものは、アクセス要求を有する場合はいつでも、常にアクセス要求を送信する。

【0023】本発明の更に別の実施例では、REBAP の方法および装置を提供する。REBAP では、アクセス要求は、それに関連するアクセス・パケット優先順位 (Access Packet Priority: APP) を有する。これにより、再送信するアクセス要求には、新たなアクセス要求よりも高い優先度を与える。

【0024】本発明に従って実施されるアクセス優先順位の方法は、上述の実施例の 2 つ以上の組み合わせを含み得ることは理解されよう。例えば、RCDAP は、RBAP または VLCAP および RBAP と共に実行す



ることができる等である。

【0025】本発明のこれらおよび他の目的、特徴および利点は、本発明の例示的な実施例に関する以下の詳細な説明を、添付図面と関連付けて読むことによって、明らかとなろう。

【0026】

【発明の詳細な記述】本発明は、UMTSのMACレイヤにおけるアクセス優先順位制御の状況において、特に、ランダム・アクセス・チャネルすなわちRACHにおけるアクセス優先順位制御に関して、以下に説明する。しかしながら、本明細書中で論じる本発明の教示は、これに限定されるわけではないことは認められよう。すなわち、本発明のアクセス優先順位方法論は、他の通信システムにおいて、遠隔端末（例えば移動または固定）が、基地局または他の通信システム・アクセス・ポイントに関連する通信チャネルに対するアクセスを確保するためのランダムな試みを行う場合にも適用可能である。更に、遠隔端末または基地局において用いるための、本明細書に記載する方法論は、それぞれ関連する1つ以上のプロセッサによって実行されることは理解されよう。本明細書中で用いる場合、「プロセッサ」という語は、CPU（中央処理装置）および関連するメモリを含むいかなる処理装置も含むことを意図している。従って、本発明の方法論を実施することに関連するソフトウェア命令またはコードを、関連するメモリ内に格納しておき、利用する用意ができた場合に、適切なCPUによって検索し実行すれば良い。また、「遠隔端末」という語は、基地局と通信可能なあらゆる装置を指すものとする。例えば、遠隔端末は、移動（例えば無線電話または無線モデムを有する携帯パーソナル・コンピュータ）または固定（例えば無線モデムを有する固定パーソナル・コンピュータ）とすることができる。また、「基地局」および「node\_b」という語は、本明細書中では交換可能に用いる。

【0027】上述のように、本発明は、1998年5月22日に出版された、「通信ネットワークのための多重アクセスシステムにおけるアクセス制御方法(Method for Access Control in a Multiple Access System for Communications Networks)」と題する米国特許出願第09/084,072号として記載される特許出願に開示された主題に関する。この出願には、「オン・デマンド多重アクセス・フェア・キューイング」すなわちODMAFQ（On-Demand Multiple Access Fair Queuing）と呼ぶ別のMACプロトコルが記載されている。本発明の詳細な説明の後に続く「ODMAFQ MACプロトコル動作」と題する節において、関連するMAC機能について説明する。

【0028】再び図1に戻る。先に述べたように、遠隔端末2および4は、基地局6との無線インタフェースを介してUMTSアクセス・ネットワークに結合されてい

ることは理解されよう。通信を確立するために、遠隔端末は、無線インタフェースを介して、基地局6との間で、媒体アクセス制御(MAC)フレームの送受信を行う。端末4の場合、内部または外部モデムを用いて、基地局との無線接続を与えることができる。遠隔端末2のような遠隔端末は、通常、それ自身の内部モデムを有する。しかしながら、遠隔端末では通常、パースティックにランダムにパケットを発生するか、または受信する。パケットは、基地局にアップリンクで送信されるまで、遠隔端末においてバッファリングされる。基地局6は、公知のように、それらの各有効帯域領域から、システムの移動スイッチング・センタ、例えば図1のUMSC16まで、広域無線有効範囲および多重遠隔端末トラヒックを与える。また、基地局は、そのセル内の遠隔端末の1つ以上に宛てたパケットを同報通信(ダウン・リンク)する。

【0029】UMTS多重アクセス方式は、タイム・スロット・システム(すなわち、スロット・アロハ手法)であり、ランダム・アクセス・チャネル(RACH)およびパケット送信チャネルをスロット毎に形成する。各チャネルのタイム・スロット継続時間は、実施する特定のシステムに基づいて選択する。一般に、送出すべきパケットを有する遠隔端末は、RACHを介して基地局にアクセス要求を送信する。基地局が対応するように構成されているアクセス・チャネルの数が比較的少ないのに比べ、潜在的に多くの遠隔端末があるので、ネットワーク・トラヒックを整然とかつ適切な時点で扱うことを保証するためには、アクセス優先順位方式が必要である。すなわち、多くの遠隔端末がランダムに単一の通信チャネルの使用を確保しようとする(すなわち、パケットを伝達するためのチャネル帯域幅を要求する)場合、比較的低いニーズを有する遠隔端末よりも、比較的高いニーズを有する遠隔端末に、基地局に関連するチャネル帯域幅へのアクセスを許可するために、ネットワークにおいて、アクセス要求の優先順位を決定する方法を実施しなければならない。このため、例えば、2つの遠隔端末が基地局に送信すべきパケット・データを有する場合、より高いアクセス・ニーズを有する遠隔端末のアクセス要求が、他方の遠隔端末に先立って受信され認められる可能性が高いことが好ましい。しかしながら、遠隔端末の優先順位クラスは、動的である、すなわち送信すべきパケットの性質および/または内容、および/または遠隔端末の性質に依存することは認められよう。例えば、パケットが、遅延に敏感なデータ(例えば対話式の映像、音声)を表す場合、または早急の送信を認める性質のもの(例えば緊急事態)である場合、遠隔端末は、その状況に適切な優先度、すなわちこれらの場合には高い優先度を有する優先順位クラスを選択する。また、遠隔端末が加入するサービスのレベル(例えば高または普通)に応じて、異なるアクセス優先順位を割り当てる。



【0030】最初に図11を参照すると、本発明による、基地局におけるアクセス優先順位制御方法1100のフローチャートが示されている。UMTSにおいて、基地局（例えば基地局6）は、その有効範囲領域内の遠隔端末（Remote Terminal: RT）に、ビーコンまたはパイロット信号内で、アクセス優先順位システム・パラメータを同報通信する（ステップ1102）。遠隔端末において実行されるアクセス優先順位の方法論に従って特に説明するように、アクセス優先順位システム・パラメータは、遠隔端末がその基地局アクセス要求プロセスで用いるパラメータを含む。すなわち、基地局は、各々の予め確立された優先順位クラスに関するパラメータを送信し、これを遠隔端末が受信して、アクセス要求の間に用いるために格納する。ステップ1104では、基地局は、（それに関連するプロセッサを介して）遠隔端末からアクセス要求を受信したかを判定する。受信していない場合、基地局はこの受信を待つ。遠隔端末からアクセス要求を受信した場合、基地局は遠隔端末に承認メッセージを送信し（ステップ1106）、要求の受信が成功したことを示す。この承認信号は、基地局と遠隔端末との間の転送アクセス・チャンネル（FACH）上で送信する。次いで、基地局は、UMTSにおいて用いるパケット・データ受信手順に従って、遠隔端末に認められたアクセスからのパケット・データを受信する用意をする（ステップ1108）。

【0031】ここで図5を参照すると、本発明の第1の実施例による、遠隔端末におけるアクセス優先順位制御方法500のフローチャートが示されている。この方法論は、UMTS基地局（例えば基地局6）にアップ・リンクするパケットを発生または受信した遠隔端末（例えば端末2または4）において実行されることは認められよう。図5に示す実施例は、以降、ランダム・チップ遅延アクセス優先権（RCDA P）と呼ぶ。一般に、RCDA P手法では、アクセス要求を基地局に提示する前に、各優先順位クラスに、異なる平均ランダム・チップ遅延を割り当てるという利点がある。各チップは、一定の継続時間として知られており、このため、各チップは一定の時間遅延を表す。このため、チップの遅延の継続時間は、遅延においてチップ数に直接関連する。長い遅延は、短い遅延よりもチップ数が多い。チップ遅延の使用は、UMTSにおける遠隔端末と基地局との間のCDMA無線インタフェース（W-CDMA）の使用によることは認められよう。本発明のこの実施例によれば、優先度の高いクラスには、小さい平均ランダム・チップ遅延を与えて、それらのアクセス要求がより小さい時間遅延を有し、このため、優先度の低いクラスを有するユーザが提示するものに比べて捕捉される確率が高いようにする。

【0032】図5のアクセス優先順位の実施例では、ステップ501において、遠隔端末は、基地局が同報通信

する以下のアクセス優先順位システム・パラメータを受信し、（そのメモリ内に）格納する。パラメータとは、遠隔端末と基地局との間に存在する論理アクセス・チャンネル数であるM、各クラスi毎の再送信の試行の最大数である $K_i$ 、および $(RN_i, \dots, RN_i')$ 間に分布した各クラスi毎のランダム・チップ遅延である。ここで、 $RN_i < RN_{i+1}$ 、 $RN_i' < RN_{i+1}'$ 、例えば $RN_0 < RN_1$ 、 $RN_0' < RN_1'$ である。 $i=0, 1, \dots$ 等であることは認められよう。このため、アクセス優先順位クラス0（最高の優先度）に関連するチップ遅延を選択する際には、これより低いアクセス優先順位クラス、例えばクラス1に関連する分布におけるチップ遅延よりも平均して小さいランダム・チップ遅延の分布から選択を行う。このため、クラス0として設定された遠隔端末は、クラス1に設定された遠隔端末よりも高い優先度を有する。

【0033】従って、ステップ502では、遠隔端末は、（それに関連するプロセッサを介して）送信すべきパケットの受信のために新たなクラス要求が必要であるかを判定する。必要であれば、ステップ504において、遠隔端末は、論理アクセス・チャンネル

$(1, \dots, M)$ を選択する。次いで、ステップ506において、必要な優先順位クラスに基づいて（例えば、送信対象のデータの性質または内容による）、または遠隔端末に属する優先順位クラスに基づいて（例えば、遠隔端末のユーザが、特定のレベル、例えば普通、高のようなサービスに加入している場合）、遠隔端末は、分布 $(RN_i, \dots, RN_i')$ からランダム・チップ遅延を選択する。送信の優先度が高い場合、遠隔端末は最低のランダム・チップ遅延分布から選択を行い、このため、要求が成功する可能性が高くなる。送信の優先度が低い場合、遠隔端末は最高のランダム・チップ遅延分布から選択を行い、このため、より高い優先度のクラスでアクセスを要求する遠隔端末に比べ、要求が成功する可能性が低くなる。むしろ、優先度に応じて、遠隔端末は、その間のいかなるランダム・チップ遅延分布からも選択を行うことができる。次いで、ステップ508において、選択した論理アクセス・チャンネル上で、選択したチップ遅延に従って、アクセス要求を送信する。

【0034】次に、ステップ510では、端末は、アクセス要求が基地局によって首尾良く受信されたか否かを判定する。これは、基地局がアクセス要求承認メッセージを端末に送信することによって行えば良い（図11のステップ1106）。アクセス要求が成功した場合、アクセス優先順位制御方法は終了し（ブロック512）、遠隔端末は、UMTSで用いるパケット転送方式に従って、そのパケットを送信することができる。

【0035】しかしながら、要求が成功しない場合、ステップ514において、端末は、no\_txと呼ぶ変数を1だけ増分する（no\_tx++）。変数no\_txは、遠隔端末がア

クセス要求を送信した回数を表すことは理解されよう（この値は、遠隔端末のプロセッサに関連するメモリに格納される）。ステップ516では、 $no\_tx$ を $K_i$ （クラス $i$ の再送信の試行の最大数）と比較する。 $no\_tx$ が $K_i$ よりも大きい場合、現アクセス要求は取り下げられる（ステップ518）。高い優先順位のクラスには大きい $K_i$ （すなわち $K_i \geq K_{i+1}$ ）を割り当てて、再送信の試行をより多く行い得ることは理解されよう。再送信の最大数に達していない場合、ステップ520において、バックオフ・プロセスを実行する。バックオフ手順を採用

10 することが好ましいが、その理由は、いくつかの遠隔端末がほぼ同時にアクセス要求信号の送信を試みたが成功しなかったと仮定すると（成功しなかった原因は、例えば要求間の衝突である可能性がある）、各遠隔端末がほぼ同時に再送信を試みるのは好ましくないからであることは認められよう。このため、各端末は、その再送信を、ランダムに選択した時間量だけ遅延させて、再送信されるアクセス要求が衝突する可能性を低くする。代替的な実施例では、図6に関して以下に説明する本発明の手順に従って、バックオフを実行することができる。

20 バックオフの後、ステップ522において、遠隔端末は、次の利用可能なアクセス・スロットを待ち、次いでステップ504に戻って、プロセスを繰り返す。

【0036】ここで図6を参照すると、本発明の第2の実施例による、遠隔端末におけるアクセス優先順位制御方法600のフローチャートが示されている。この場合も、この方法論は、UMTS基地局（例えば基地局6）にアップリンクで送信すべきパケットを発生または受信した遠隔端末（例えば端末2または4）において実行されることは認められよう。図6に示す実施例は、以降、ランダム・バックオフに基づくアクセス優先順位（RB BAP）と呼ぶ。一般に、RB BAP手法では、各優先順位クラスに、異なる平均バックオフ遅延を割り当てるという利点がある。高いアクセス優先順位に関連する要求は、平均バックオフ遅延が小さい。衝突がある場合、または、アクセス要求が基地局において首尾良く受信されない他の理由がある場合はいつでも、遠隔端末は、クラス $i$ に応じて、範囲 $(D_i, \dots, D_i')$ 、間に分布したランダム遅延を選択する。 $D_i \leq D_i'$ 、 $D_i \leq D_{i+1}$ 、 $D_i' \leq D_{i+1}'$ であり、ここで、クラス $i$ はクラス $i+1$ よりも優先度が高い。

【0037】図8のアクセス優先順位の実施例において、ステップ601では、遠隔端末は、基地局が同報通信する以下のアクセス優先順位システム・パラメータを受信し、（そのメモリ内に）格納する。パラメータとは、遠隔端末と基地局との間に存在する論理アクセス・チャンネル数である $M$ 、各クラス $i$ 毎の再送信の試行の最大数である $K_i$ 、および $(D_i, \dots, D_i')$ 間に分布したランダム遅延である。 $D_i \leq D_i'$ 、 $D_i \leq D_{i+1}$ 、 $D_i' \leq D_{i+1}'$ であり、クラス $i$ はクラス $i+1$ よりも

優先度が高い。このため、高いアクセス優先順位に関連するバックオフ遅延を選択する際には、これより低いアクセス優先順位クラスに関連する分布におけるバックオフ遅延よりも平均して小さいランダム・バックオフ遅延の分配から選択を行う。例えば、クラス0として設定された遠隔端末は、クラス1に設定された遠隔端末よりも優先順位が高い。

【0038】従って、ステップ602では、遠隔端末は、（それに関連するプロセッサを介して）送信すべきパケットの受信のために新たなアクセス要求が必要であるかを判定する。必要であれば、ステップ604において、遠隔端末は、論理アクセス・チャンネル

（1, ..., M）を選択する。次いで、ステップ606において、選択した論理アクセス・チャンネル上でアクセス要求を送信する。次に、ステップ608において、端末は、アクセス要求が基地局によって首尾良く受信されたか否かを判定する。これは、この場合も、基地局が端末にアクセス要求承認メッセージを送信することによって実行すれば良い（図11のステップ1106）。アクセス要求が成功した場合、アクセス優先順位制御方法は終了し（ステップ610）、遠隔端末は、UMTSにおいて用いるパケット転送方式に従って、そのパケットを送信することができる。

【0039】しかしながら、要求が成功しない場合、ステップ612において、端末は、変数 $no\_tx$ を1だけ増分する。ステップ614では、 $no\_tx$ を $K_i$ と比較する。 $no\_tx$ が $K_i$ よりも大きい場合、現アクセス要求は取り下げられる（ステップ616）。再送信の最大数に達していない場合、ステップ618において、バックオフ・プロセスを実行する。ステップ618では、必要な優先順位クラスまたは遠隔端末に属する優先順位クラスに基づいて、遠隔端末は、分布 $(D_i, \dots, D_i')$ からランダム・バックオフ遅延を選択する。このため、送信の優先度が高い場合、遠隔端末は最低のランダム・バックオフ遅延分布から選択を行い、このため、要求の成功の可能性が高くなる。すなわち、これより低いクラスよりも再送信が比較的早く行われるように、バックオフ遅延は比較的短くなっている。送信の優先度が低い場合、遠隔端末は最高のランダム・バックオフ遅延分布から選択を行い、このため、より高い優先順位クラスでアクセスを要求する遠隔端末に比べ、要求の成功の可能性は低くなる。むしろ、優先度に応じて、遠隔端末は、その間のいかなるランダム・バックオフ遅延分布からも選択を行うことができる。バックオフの後、ステップ620において、遠隔端末は、次の利用可能なアクセス・スロットを待ち、次いでステップ604に戻って、プロセスを繰り返す。

【0040】ここで図7を参照すると、本発明の第3の実施例による、遠隔端末におけるアクセス優先順位制御方法700のフローチャートが示されている。この場合

も、この方法論は、UMTS基地局（例えば基地局6）にアップリンクで送信するパケットを発生または受信した遠隔端末（例えば端末2または4）において実行することは認められよう。図7に示す実施例は、以降、可変論理チャンネルに基づくアクセス優先順位（VLCAP）と呼ぶ。一般に、VLCAP手法では、各加入者にアクセス優先順位クラス $i$ を与える。最高の優先順位（クラス0）を有するものは、基地局が構成されている全論理アクセス・チャンネル（例えば $16 \times 8$ ）にアクセス可能であるが、最低の優先順位のもは、論理アクセス・チャンネルの小さいサブセット、例えば8個のタイム・オフセットを有する1つのみのプリアンブル・サインにアクセスすることが許されるのみである。この手法の理論的根拠は、遠隔端末が選択する際の選択肢である論理アクセス・チャンネル数が多くなれば、アクセス要求が首尾良く送信されるチャンネルを見出す可能性が高くなるということである。

【0041】図7におけるアクセス優先権の実施例では、ステップ701において、遠隔端末は、基地局が同報通信する以下のアクセス優先順位システム・パラメータを受信し、（そのメモリ内に）格納する。パラメータとは、遠隔端末と基地局との間に存在する論理アクセス・チャンネル数である $M$ 、クラス $i$ がアクセス可能な論理アクセス・チャンネルの最大数である $N_i$ （ $N_i > N_{i+1}$ および $N_0 = M$ ）、および、各クラス $i$ 毎の再送信の試行の最大数である $K_i$ である。

【0042】従って、ステップ702では、遠隔端末は、（それが関連するプロセッサを介して）送信すべきパケットの受信のために新たなアクセス要求が必要であるか否かを判定する。必要であれば、ステップ704において、遠隔端末は、論理アクセス・チャンネル（ $1, \dots, N_i$ ）を選択する。すなわち、論理チャンネルは、論理チャンネル集合から選択されるが、この集合のサイズは、要求の優先順位クラスに依存する。要求が最高の優先順位クラスのものである場合、遠隔端末は $M$ 個の論理アクセス・チャンネル全てから選択を行うことができるが、要求の優先順位が低下すると、選択肢であるサブセットのサイズが小さくなる。代替的な実施例では、遠隔端末は、図5におけるRCDAP手法に従って、この時点で、ランダム・チップ遅延を格納し次いで選択することができる。次いで、ステップ706において、選択した論理アクセス・チャンネル上で、アクセス要求を送信する。次に、ステップ708において、端末は、アクセス要求が基地局によって首尾良く受信されたか否かを判定する。これは、この場合も、基地局がアクセス要求承認メッセージを端末に送信することによって実行すれば良い（図11のステップ1106）。アクセス要求が成功した場合、アクセス優先順位制御方法は終了し（ブロック710）、遠隔端末は、UMTSにおいて用いられるパケット転送方式に従って、そのパケット

を送信することができる。

【0043】しかしながら、要求が成功しない場合、ステップ712において、端末は、変数 $no\_tx$ を1だけ増分する。ステップ714において、 $no\_tx$ を $K_i$ と比較する。 $no\_tx$ が $K_i$ より大きい場合、現アクセス要求は取り下げられる（ステップ716）。再送信の最大数に達していない場合、ステップ718において、バックオフ・プロセスを実行する。代替的な実施例では、バックオフ・プロセスは、図6のステップ618で上述したものと同じである。バックオフの後、ステップ720において、遠隔端末は、次の利用可能なアクセス・スロットを待ち、次いでステップ704に戻ってプロセスを繰り返す。

【0044】図8を参照すると、本発明の第4の実施例による、遠隔端末におけるアクセス優先順位制御方法800のフローチャートが示されている。方法800は、図7のVLCAP方式の変形であることは理解されよう。この変形は、VLCAP' と呼ばれ、特に、特別なUMTSアクセス・チャンネル構造を考慮に入れている。すなわち、各プリアンブル・サイン毎に8個のタイム・オフセットがあるとしても、基地局に関連する処理の複雑さに制限があるために、基地局には8個の並列の処理装置が存在しない場合がある。例えば、各々が例えば（ $i^{th}$ 、 $(i+4)^{th}$ ）のタイム・オフセットを捕捉するようにプログラムされている受信機が4個しか存在しない場合がある。しかしながら、タイム・オフセットは、連続している必要はないことは認められよう。すなわち、受信機は、受信した最初の4個のタイム・オフセット、例えばタイム・オフセット1、3、5および6を捕捉すれば良い。このため、VLCAP' 手法によれば、優先度の低いクラスの要求には高い番号のタイム・オフセットを割り当て、これによって、受信機は最初に優先度の高いクラスからのアクセス要求を捕捉することができる。すなわち、優先度の高いクラスの場合、これには低い番号のタイム・オフセットが割り当てられており（例えば1ないし4）、そこから選択を行い、一方、優先度の低いクラスには高い番号のタイム・スロットが割り当てられており（例えば5ないし8）、そこから選択を行う。従って、優先度の高いアクセス要求は、優先度の低いアクセス要求に比べ、受信される可能性が高くなる。

【0045】図8におけるアクセス優先順位の実施例では、ステップ801において、遠隔端末は、基地局が同報通信する以下のアクセス優先順位システム・パラメータを受信し、（そのメモリ内に）格納する。パラメータとは、プリアンブル・サイン（preamble signature）の最大数である $P$ （例えば $P \leq 16$ ）、タイム・オフセットの数である $T$ （例えば $T \leq 8$ ）（このため、 $M$ は、基地局が含む処理ユニット数および時分割機能を表す、論理アクセス・チャンネルの合計数（ $P \times T$ ）である）、およ

び、各クラス  $i$  毎の再送信の試行の最大数である  $K_i$  である。

【0046】従って、ステップ802では、遠隔端末は、（それに関連するプロセッサを介して）送信すべきパケットの受信のために新たなアクセス要求が必要であるか否かを判定する。必要である場合、ステップ804において、遠隔端末は、 $(1, \dots, P)$  からプリアンブルを選択する。次いでステップ806では、クラス  $i$  について、遠隔端末は、 $(T_{i,1}, \dots, T_{i,P})$  からタイム・オフセットを1つ選択する。 $T_{i,1} < T_{i,2}, \dots, T_{i,P-1} < T_{i,P}$ 、 $T_i = 0$ 、 $T_{i,P} = 8$  である。例えば、クラス0（優先度最高のクラス）は、タイム・オフセット0ないしタイム・オフセット4の間の範囲のタイム・オフセット集合から選択を行うことができる。代替的な実施例では、遠隔端末は、図5におけるRCDA P手法に従って、この時点で、ランダム・チップ遅延を格納し、次いで選択することができる。次に、ステップ808において、選択したアクセス・チャネル上でアクセス要求を送信する。

【0047】次に、ステップ810において、端末は、アクセス要求が基地局によって首尾良く受信されたか否かを判定する。これは、この場合も、基地局がアクセス要求承認メッセージを端末に送信することによって実行すれば良い（図11のステップ1106）。アクセス要求が成功した場合、アクセス優先順位制御方法は終了し（ブロック812）、遠隔端末は、UMTSにおいて用いられるパケット転送方式に従って、そのパケットを送信することができる。

【0048】しかしながら、要求が成功しなかった場合、ステップ814において、端末は、変数  $no\_tx$  を1だけ増分する。ステップ816において、 $no\_tx$  を  $K_i$  と比較する。 $no\_tx$  が  $K_i$  よりも大きい場合、現アクセス要求は取り下げられる（ステップ808）。再送信の最大数に達していない場合、ステップ820において、バックオフ・プロセスを実行する。代替的な実施例では、バックオフ・プロセスは、図6のステップ618において上述したものと同じである。バックオフの後、ステップ822において、遠隔端末は、次の利用可能なアクセス・スロットを待ち、次いでステップ804に戻って、プロセスを繰り返す。

【0049】ここで図9を参照すると、本発明の第5の実施例による、遠隔端末におけるアクセス優先順位制御方法900のフローチャートが示されている。この場合も、この方法論は、UMTS基地局（例えば基地局6）にアップリンクされるパケットを発生または受信した遠隔端末（例えば端末2または4）において実行することは理解されよう。図9に示す実施例は、以降、確率に基づくアクセス優先順位（PRAP）と呼ぶ。一般に、PBAP手法では、各加入者にアクセス優先順位クラス  $i$  を与える。各アクセス優先順位クラス  $i$  は、ある確率  $P$

を有するアクセス要求を送信することができるのみである。最高の優先度（クラス0）を有するものは、アクセス要求を有する場合はいつでも、それらのアクセス要求を常に送信する。例えば、 $P_0 = 1$ （高い優先度）であり、 $P_i = 0.5$ （低い優先度）である。また、各々のアクセス優先順位クラスは、再試行の最大数が異なる。アクセス優先度の低いクラスは、再試行の最大数が小さい。

【0050】図9におけるアクセス優先順位の実施例では、ステップ901において、遠隔端末は、基地局が同報通信する以下のアクセス優先順位システム・パラメータを受信し、（そのメモリ内に）格納する。パラメータとは、遠隔端末と基地局との間に存在する論理アクセス・チャネル数である  $M$ 、各クラス  $i$  毎の確率  $P_i$ 、および、クラス  $i$  に関連する送信の試行の最大数である  $K_i$  である。ここで、 $P_0 = 1$  および  $P_i < P_{i+1}$ 、 $K_0 = K_1, \dots$  および  $K_{i+1} < K_i$  である。

【0051】従って、ステップ902では、遠隔端末は、（それに関連するプロセッサを介して）送信すべきパケットの受信のために新たなアクセス要求が必要であるか否かを判定する。必要であれば、ステップ904において、遠隔端末は、変数  $no\_tx = 0$  に設定する。これは、再送信試行変数である。次いで、ステップ906では、遠隔端末は、 $x > (1 - P_i)$  であるか否かを判定する。 $x$  は、0と1との間に均一に分散するランダム変数であることは認められよう。 $x$  が  $(1 - P_i)$  以下であれば、遠隔端末は、ステップ908において、次の利用可能なアクセス・スロットを待ち、次いでステップ904に戻ってプロセスを繰り返す。 $x > (1 - P_i)$  であれば、遠隔端末は、論理アクセス・チャネル

$(1, \dots, M)$  を選択する。次いで、ステップ912において、選択した論理アクセス・チャネル上でアクセス要求を送信する。次に、ステップ914において、端末は、アクセス要求が基地局によって首尾良く受信されたか否かを判定する。これは、この場合も、基地局がアクセス要求承認メッセージを端末に送信することによって行えば良い（図11のステップ1106）。アクセス要求が成功した場合、アクセス優先順位制御方法は終了し（ブロック916）、遠隔端末は、UMTSにおいて用いられるパケット転送方式に従って、そのパケットを送信することができる。

【0052】しかしながら、要求が成功しない場合、ステップ918において、端末は、変数  $no\_tx$  を1だけ増分する。ステップ920では、 $no\_tx$  を  $K_i$  と比較する。 $no\_tx$  が  $K_i$  よりも大きい場合、現アクセス要求は取り下げられる（ステップ922）。再送信の最大数に達していない場合、ステップ924において、バックオフ・プロセスを実行する。代替的な実施例では、バックオフ・プロセスは、図6のステップ618ステップにおいて上述したものと同じである。バックオフの後、遠隔端末

は、ステップ908において、次の利用可能なアクセス・スロットを待ち、次いでステップ904に戻って、プロセスを繰り返す。

【0053】ここで図10を参照すると、本発明の第6の実施例による、遠隔端末におけるアクセス優先順位制御方法1000のフローチャートが示されている。この方法論は、UMTS基地局（例えば基地局6）にアップリンクされるパケットを発生または受信した遠隔端末（例えば端末2または4）において実行することは理解されよう。図10に示す実施例は、以降、再送信に基づくアクセス優先順位（REBAP）と呼ぶ。一般に、REBAP手法では、全てのアクセス要求が、それに関連するアクセス・パケット優先順位（APP）を有すると仮定する。REBAP方式では、再送信されるアクセス要求に、新たなアクセス要求よりも高い優先度を与える。かかる機構は、全ての成功した試行に対して、より小さい平均アクセス遅延よりも、より小さい95<sup>th</sup>または99<sup>th</sup>百分位数アクセス遅延を必要とするいくつかの用途には魅力的である。全ての新たなアクセス要求には、最低のAPPクラス（ $n_{max}-1$ ）が与えられる。次いで、それらの優先度を、再送信数に基づいて動的に調節する。アクセス・パケットは、M個の論理アクセス・チャンネル全てにアクセス可能であるが、アクセス・パケット優先順位クラスに応じて、異なるランダム・チップ遅延を選択する。最低のAPPクラスは、最高の平均ランダム・チップ遅延分布から選択を行う。失敗し、再送信を必要とするアクセス要求は、それらのAPPクラスを調節することが好ましい。APP機構に加えて、アクセス・サービス優先順位（Access Service Priority: ASP）クラスも規定し得ることを注記しておく。最高

のASP、例えばクラス0を有する要求は、各々の再試行の度に、失敗したアクセス要求のAPPを自動的に増大させる。ASPがこれより低い場合は、失敗した試行のAPPの調節を積極的に行わない。例えば、ASPクラス1は、2度の失敗後に初めてアクセス要求のAPPを増大し得る。

【0054】図10のアクセス優先順位の実施例では、ステップ1001において、遠隔端末は、基地局が同報通信する以下のアクセス優先順位システム・パラメータを受信し、（そのメモリ内に）格納する。パラメータとは、遠隔端末と基地局との間に存在する論理アクセス・チャンネル数であるM、および各クラスi毎のAPPである。APPは、2つの数、すなわち各クラスi毎の再試行の最大数である $K_i$ と、各クラスi毎のランダム・チップ遅延を表す $RN_i$ とに関連する。また、APPは、0、 $\dots$ 、 $n_{max}-1$ の範囲であると仮定され、0が、より高い優先度を有する。ASPを用いる場合、パラメータASPおよび $S_i$ も、基地局によって送信し、遠隔端末によって受信および格納する。 $S_i$ は、クラスjからのアクセス要求のAPPを更新する前にクラスj

に必要な再送信の数を表す。このため、 $K_i$ はAPP優先順位クラスに関連し、 $S_i$ はASP優先順位クラスに関連する。例えば、 $ASP=0, 1, 2$ であり、 $S_0=1, S_1=3, S_2=5$ である。

【0055】従って、ステップ1002では、遠隔端末は、（それに関連するプロセッサを介して）送信べきパケットの受信のために新たなアクセス要求が必要であるかを判定する。必要であれば、ステップ1004において、遠隔端末は、 $APP=n_{max}-1$ 、 $ASP=j$ 、 $no\_tx=0$ 、および $adj=0$ （ $adj$ については以下で説明する）に設定する。次いで、ステップ1006では、遠隔端末は、分布（ $RN_1, \dots, RN_i$ ）からランダム・チップ遅延を選択する。ステップ1008において、遠隔端末は論理アクセス・チャンネル

（1、 $\dots$ 、M）を選択する。次いで、ステップ1010において、チップ遅延に従って、選択した論理アクセス・チャンネル上でアクセス要求を送信する。次に、ステップ1012において、端末は、アクセス要求が基地局によって首尾良く受信されたかを判定する。これは、この場合も、基地局がアクセス要求承認メッセージを端末に送信することによって行えば良い（図11のステップ1106）。アクセス要求が成功した場合、アクセス優先順位制御方法は終了し（ブロック1014）、遠隔端末は、UMTSにおいて用いられるパケット転送方式に従って、そのパケットを送信することができる。

【0056】しかしながら、要求が成功しない場合、ステップ1016において、端末は、変数 $no\_tx$ および $adj$ を1だけ増分する。変数 $no\_tx$ は、遠隔端末がアクセス要求を送信した回数を表し、 $adj$ は、 $S_i$ に到達したかをチェックするために用いる変数を表す。ステップ1018では、 $no\_tx$ を $K_i$ と比較する。 $no\_tx$ が $K_i$ 以上である場合、現アクセス要求は取り下げられる（ステップ1020）。しかしながら、 $no\_tx$ が $K_i$ 以下である場合、遠隔端末は、 $adj$ が $S_i$ 以上であるかを判定する（ステップ1022）。 $adj$ が $S_i$ 以上でない場合、APPはステップ1004において設定されたのと同じ値に留まる。次いで、ステップ1024において、バックオフ・プロセスを実行する。バックオフ・プロセスは、図6のステップ618ステップにおいて上述したものと同一とすれば良い。バックオフの後、ステップ1026において、遠隔端末は、次の利用可能なアクセス・スロットを待ち、次いでステップ1006に戻って、プロセスを繰り返す。しかしながら、 $adj$ が $S_i$ 以上である場合、APPを1だけ減少させ（ $APP=n-1$ ）、これによって、再送信される要求の優先度を上げる（ステップ1028）。また、ステップ1028において、 $adj$ をゼロにリセットする。次いで、ステップ1024において、バックオフ・プロセスを実行する。バックオフの後、ステップ1026において、遠隔端末は、次の利用可能なアクセス・スロットを待ち、

次いでステップ1006に戻り、プロセスを繰り返す。  
 【0057】本発明のアクセス優先順位方法論の使用は、本明細書中に記載したように、様々な用途において有益かつ有利であり得ることが認められよう。以下は、かかる用途のいくつかの例を示すに過ぎない。既存の無線アクセス・システムでは、緊急のニーズを有するユーザに対し、他のタイプのユーザよりも高い優先度でアクセスを得ることを可能にするための対応は行われていない。本発明によるアクセス優先順位の1つの可能な実施例は、緊急のユーザのみがアクセス可能であるように、いくつかの論理アクセス・チャネルを予約することである。別の状況では、サービス・プロバイダは、本発明に従って、カスタマが支払うサービス料金に基づいて、異なるタイプのカスタマを差別化することができる。CEOは、アクセス遅延を小さくすることを望む場合があるので、彼のメッセージを、他よりも速くネットワークを通過可能とすることができる。好ましくは、このサービスをサービス優先順位と組み合わせて、ユーザがより優れた端末の遅延を認知することができるようにする。また、いくつかの実時間サービス、例えば対話式の映像に対するアクセス遅延を小さくするために、本発明のアクセス優先順位機構を用いて、この目的を達成することができる。更に、本発明は、UMTS MACに含まれる新たなアクセス機構を提供する。アクセス優先順位をスケジューリング・アルゴリズムと共に用いて、サービス料金、緊急のニーズ、または遅延要求のいずれかに基づいた様々なサービスの質をカスタマに提供することができる。  
 【0058】添付図面を参照して、本発明の例示的な実施例をここに記載してきたが、本発明はこれらの明確な実施例に限定されるわけではなく、本発明の範囲および精神から逸脱することなく、当業者によって様々な他の変更および変形が実施可能であることは理解されよう。例えば、フローチャートに示した実施例のいくつかの変形を上述したが、本発明は、いずれかの実施例またはその変形を、1つ以上の他の実施例またはその変形と組み合わせることを考慮していることは認められよう。  
 【0059】  
 【ODMA FQ MACプロトコル動作】ODMA FQ MACプロトコルの全体的な動作を、図12Aおよび12Bのフローチャートに示す。図12Aは、遠隔ホスト（端末）から見たものである。アップリンク送信のパワー・レベルを確立した（1210）後、遠隔ホストは、アップリンク初期競合に関与し（1215）、この間に、送出すべきパケットを有する各遠隔は、AP（基地局）にアクセス要求を送出する。これらのアクセス要求のいくつかが同一の予約ミニスロット内に提示されているために衝突すると（1220）、衝突している遠隔ホストはアップリンク競合解消に関与する（1225）。その他の場合、APは先に進んで、アクセスを要求する

遠隔ホスト間にアップリンク帯域幅を割り当て（1230）、その後、それ自身のダウンリンク送信のための帯域幅を割り当てる（1235）。各遠隔ホストは、後続のダウンリンク送信の間に送信許可を受信し（1237）、これを受信すると、そのキューから待機中のパケットを送信する。遠隔におけるキューがその時点で空でない場合（1238）、遠隔は戻って別の送信許可を待ち（1237）、その他の場合には新たなパケットの到着を待つ（1239）。

【0060】図12Bに示すように、APは、受信した競合解消スロットにおける活動を監視する（1260）。成功したアクセス要求を受信すると（1265）、APは、予約承認（ACKnowledgement）を送出し（1270）、新たに成功した遠隔をスケジュール・リストに加える（1275）。新たな成功アクセス要求があるとなかろうと（1285）、スケジュール・リストが空でない限り、APはアップリンク・データスロットも監視し（1280）、送信が成功したパケットを受信すると（1285）、データACKにより応答する（1290）。次いで、APは、そのダウンリンク・パケットをスケジュールし（1240）、競合が成功した遠隔ホストのアップリンク送信をスケジュールし（1245）、関連する送信許可を発行し（1250）、次いでダウンリンク・データ・パケットを送信し（1255）、その後、競合解消スロットにおける活動の監視に戻る（1260）。

【0061】任意選択のチャネル保持機構を用意し、これによって、アクセス・ポイントが帯域幅の予約を解除することなく、短期間の間、各キューが空の状態に留まることが可能であることが望ましい場合がある。これによって、優先度の高いユーザが、基地局の予約が解除される前に、割り当てられた時間量の間だけ、基地局が予約した帯域幅リストに留まることが可能となり、チャネル予約に必要なあらゆるセットアップ・シグナリング・メッセージ送出を回避することによって、実時間パケットの待ち時間の短縮化を促進する（すなわち、音声通信のように時間に敏感なデータ・パケットについて、遅延がほとんどまたは全くない）。この機構を利用して、キューが空である場合、無線モデムにおいてタイマをトリガする。このタイマが切れる前に新たなパケットが無線モデムに到着する限り、無線モデムは新たなアクセス要求を行う必要はない。APにおいて、この機構をオンすると、無線モデムからの最新のアップリンク・データ送信によってキューが空であることが示されたとしても、APは、1つおきのアップリンク・フレーム毎に、この特定の無線モデムに対して、1つのデータ・スロットの送信許可を割り当てる。また、APもタイマを始動する。タイマが切れ、APがその無線モデムから新たなパケットを受信していない場合、APは予約帯域幅リストからこの無線モデムを除去する。このチャネル保持機構



は、帯域幅予約プロセスが完了するまでに一定の時間を必要とする場合には特に有用であり、実時間パケットが、連続的に到着しないが、各データ・パケット毎に競合によって別個の帯域幅予約要求を認めるほどには離れていない場合に、その待ち時間を短くすることができる。しかしながら、このチャネル保持機構を必要としないバースト的なソースについては、パケットが到着して空のパバッファを見出した場合、モデムはなお、競合ミニスロットの1つによって、アクセス要求をAPに送出する。

【0062】図13Aは、アクセス制御方法の実施例を示す。各アップリンク・フレームに、N個の競合予約ミニスロットを構成する(1310)。N個のタイム・スロットは、複数のアクセス優先順位クラスに組織されており、各クラスは異なる優先度を有する。APは、m個のアクセス優先順位クラスを可能とするように構成されている(1315)。各々のアクセス優先順位クラスiの遠隔ホストは、1つの競合ミニスロットをランダムに選択し(1320)、アクセス要求を送信する。選択された競合ミニスロットは、1ないし $N_i$ の範囲にあり、ここで、 $N_{i+1} < N_i$  および  $N_1 = N$  である。基地局は、アクセス要求を受信し(1325)、受信した競合ミニスロットを順次調べる。現在調べられているミニスロットが未衝突の要求を含む場合(1330)、APは、未衝突のアクセス要求に対応する遠隔ホストにアクセスを与える(1335)。現在調べられているミニスロットが衝突した要求を含む場合(1330)、APはACKを送出せず、関連する遠隔ノードに、コンフリクト解消を実行させる(1340)。コンフリクト解消期間の後、APは、コンフリクトに勝利した遠隔ホストにアクセスを与える(1345)。その間、他に調べるべきミニスロットが残っている場合(1350)、APはミニスロットの衝突について調べ続けて(1330)、成功した要求元のホストにアクセスを与える(1335)か、またはコンフリクト解消の結果を待つ(1340)。

【0063】図13Bは、アクセス制御方法の代替的な実施例を示すフローチャートである。N個のミニスロットを、各々が異なる優先度を有する複数のアクセス優先順位クラスに組織する。各アップリンク・フレームに、N個の競合予約ミニスロットを構成する(1310)。N個のミニスロットを、各々が異なる優先度を有する複数のアクセス優先順位クラスに組織する。APは、m個のアクセス優先順位クラスを可能とするように構成する(1315)。アクセス優先順位クラスiおよび0に等しいスタック・レベルを有する各遠隔ホストは、確率 $P_i$ のアクセス要求を送信する。ここで、 $P_{i+1} < P_i$  および  $P_1 = 1$  である(1360)。基地局は、アクセス要求を受信し(1325)、受信した競合ミニスロットを順次調べる。現在調べられているミニスロットが未衝

突の要求を含む場合(1330)、APは、未衝突のアクセス要求に対応する遠隔ホストにアクセスを与える(1335)。現在調べられているミニスロットが衝突した要求を含む場合(1330)、APはACKを送出せず、関連する遠隔ノードに、コンフリクト解消を実行させる(1340)。コンフリクト解消期間の後、APはコンフリクトに勝利した遠隔ホストにアクセスを与える(1345)。他に調べるべきミニスロットが残っている場合(1350)、APはミニスロットの衝突を調べ続け(1330)、成功した要求元のホストにアクセスを与える(1335)か、またはコンフリクト解消の結果を待つ(1340)。

【0064】無線モデムには、IDLE、SUCCESSおよびCOLLISIONステータス情報が返信される。APは、このスロット・ステータス情報を、ダウンリンク予約承認フィールドに記す。代替的な3つの好適なコンフリクト解消法を用いることができる。第1の方法は、IEEE802.14規格に提案されており、以下の2つの新たな方法と共に記載されている。シミュレーションの結果によって、以下に述べる第2の方法が、より優れたアクセス遅延を提供することが示されている。

【0065】IEEE規格802.14に提案された第1のコンフリクト解消方法では、送信を望む各無線ノードが、予約ミニスロットの1つをランダムに選択する。衝突が示された場合、この衝突によって影響を受けたモデムは、ランダム2進指数バックオフ方法に基づいて再送信を行う。このバックオフ方法は、以下に従って行われる。

【0066】1. モデムは、0ないし $2^j - 1$ の間で均一に分布する乱数Iを発生する。ここで、jは、送信を試みているパケットについてモデムが経験した衝突の数である。jが10よりも大きい場合、0ないし $2^{10} - 1$ の間の均一な分布からIを選択する。

2. モデムは、同じ種類(ミニスロットまたはデータ競合スロット)の次の $1 - 1$ 競合スロットの機会を飛ばして、以前に衝突したパケットを、直後の競合スロットの機会に再送信する。

【0067】図14Aに、この方法の動作を示す。APへのアクセスを待つ無線ノードは、アクセス要求を送信するための予約ミニスロットをランダムに選択する(1402)。このノードが衝突によって影響を受ける場合(1404)、ノードは乱数Iを発生し(1408)、同じ種類の次の $1 - 1$ 競合スロットの機会を飛ばす(1410)。ノードは、直後の競合スロットの機会に、衝突したパケットのアクセス要求を再送信する(1412)。ノードが衝突によって影響を受けない場合(1404)、ノードにおけるキューが空であれば(1405)、ノードはパケットを送信し(1406)、待機状態に戻る(1402)。ノードにおけるキューが空でない場合(1405)、APから送信許可を受信した後、ノードは、そのキューに付加された、次のパケットの送



信のための予約要求と共に、現パケットを送信し(1407)、キューが空になるまで(1405)、送信許可の受信後に、付加された予約要求1407と共にパケット送信を続け(1407)、最後のパケットを送信したら(1406)、その後、ノードは待機状態に戻る(1402)。

【0068】第2および第3の方法では、APは、ダウンリンク同報通信メッセージを介して、全ての無線ノードに対し、予約ミニスロットにおける各競合の結果を同報通信する。第2の方法では、各無線ノードにおけるモデムは、スタック・レベルによって特徴付けられ、ゼロに等しいスタック・レベルを有する無線ノードのみが、アクセス要求パケットを送信することを許される。ゼロよりも大きいスタック・レベルを有するモデムは、未処理として見なされる。例えば、M個の予約ミニスロットがある場合、スタック・レベル0の各遠隔ノードは、M個のミニスロットのうち1つをランダムに選択することができる。タイムスロットの終了時、無線ノードiは、当該タイム・スロットにおける送信の結果に基づいてスタック・レベルを変更する。この方法によって、新たにアクティブとなった無線ノードは、特定のコンフリクト解消期間の間、スタック・レベル0を有する既存の無線ノードに加わることが可能となる。要求状態にある各無線ノードは、アクセス要求パケットを送信せずに、負の承認(例えば衝突があったこと)を基地局(AP)から受信した場合、スタック・レベルを1だけ増分する。一方、無線ノードは、アクセス要求の送信の成功を示す正の承認を基地局から受信した場合、そのスタック・レベルを1だけ減少させる。アクセス要求送信に関与する各無線ノードは、ランダムに選択を行い、そのスタック・レベルがレベル0のままであるか、または基地局から負の承認を受信して1だけ増分したかについて判定を行う。

【0069】第2の方法のルールは次の通りである。

1. 無線ノードが、最初にネットワークに対するアクセスを得ることを望むか、またはすでにアクセスを得ていて新たなデータを送出したい場合は、要求状態に置かれ、ゼロのスタック・レベルを割り当てられる。

2. M個の予約ミニスロットがある場合、要求状態にある各無線ノードは、M個の予約ミニスロットのうち1つを、アクセス要求パケットを送信するための割り当てミニスロットとしてランダムに選択する。

3. 無線ノードが、ゼロに等しいスタック・レベルによって特徴付けられる場合、アクセス要求パケットを送信する。しかしながら、遠隔ノードが、ゼロよりも大きいスタック・レベルによって特徴付けられる場合、アクセス要求パケットを送信しない。

4. タイム・スロットの終了時に、各無線ノードは、アクセス要求の結果(COLLIDED、IDLEまたはSUCCESS

する。これは、アクセス・ポイントからのダウンリンク・メッセージの予約承認フィールドにおいて、割り当てミニスロットについて報告される。

A. アクセス要求を送信しSUCCESS結果を受信した無線ノードは、要求状態から外される。

B. アクセス要求を送信しCOLLIDED結果を受信した無線ノードは、スタック・レベルを1だけ増分させるか、または、ランダム・ドロウの結果に応じてスタック・レベルをゼロのままとする。

10 C. 要求状態にあるがアクセス要求を送信しなかった無線ノード(すなわち、スタック・レベル>0である未処理ノード)は、割り当てミニスロットについて予約承認フィールドにおいて報告された結果がCOLLIDEDの場合は、スタック・レベルを1だけ増分する。

D. 要求状態にあるがアクセス要求を送信しなかった無線ノード(すなわちスタック・レベル>0である未処理ノード)は、割り当てミニスロットについて予約承認フィールドで報告された結果がSUCCESSの場合は、スタック・レベルを1だけ減分する。

20 【0070】図14Bに、この方法の動作を示す。APへのアクセスまたは新たなデータの送出を待つ無線ノードは、スタック・レベルを0にセットし、要求状態に入る(1432)。ノードのスタック・レベルが0である場合(1434)、ノードは、アクセス要求の送信のための予約ミニスロットをランダムに選択し、このアクセス要求を送信する(1436)。要求の結果がSUCCESSであり(1438)、ノードにおけるキューが空である場合(1439)、ノードは現パケットを送信し、要求状態から出て(1440)、待機状態に戻る(143

30 2)。ノードにおけるキューが空でない場合(1439)、APから送信許可を受信した後、ノードは、そのキューに付加された、次のパケットの送信のための予約要求と共に、現パケットを送信し(1441)、キューが空になる(1439)まで、送信許可の受信後に、付加された予約要求と共にパケットの送信を続ける(1441)。この時点で、残りのパケットを送信し、要求状態から出て(1440)、待機状態(1402)に戻る。

40 【0071】予約要求(1436)の結果がSUCCESSでない場合(1438)、ノードはランダム・ドロウに関与し(1444)、そのスタック・レベルを1だけ増分する(1448)か、またはそのスタック・レベルを0のままとする(1446)かを知る。スタック・レベルが0のままである(1446)場合、ノードは再び、アクセス要求の送信のための予約ミニスロットをランダムに選択し、アクセス要求を送信する(1436)。スタック・レベルを増分する場合(1448)、スタック・レベルは0でなくなる(1434)。いかなる遠隔ノードのスタック・レベルも0でない場合(1434)、以前の予約要求の結果がCOLLIDEDであれば(1450)、

ノードはスタック・レベルを1だけ増分する(1452)。以前の予約要求の結果がCOLLIDEDでなければ(1450)、ノードはスタック・レベルを1だけ減分する(1454)。

【0072】第3のコンフリクト解消法は、第2の方法の変形である。第3のコンフリクト解消法では、この場合も、各無線ノードにおけるモデムをスタック・レベルによって特徴付け、ゼロに等しいスタック・レベルを有する無線ノードのみが、アクセス要求パケットを送信することを許される。ゼロよりも大きいスタック・レベルを有するモデムは、未処理と見なされる。第3の方法のルールは次の通りである。

【0073】1. 無線ノードが、最初にネットワークに対するアクセスを得ることを望むか、またはすでにアクセスを得ていて新たなデータを送出したい場合は、要求状態に置かれ、ゼロのスタック・レベルを割り当てられる。

2. M個の予約ミニスロットがある場合、要求状態にある各無線ノードは、M個の予約ミニスロットのうち1つを、アクセス要求パケットを送信するための割り当てミニスロットとしてランダムに選択する。

3. 無線ノードが、ゼロに等しいスタック・レベルによって特徴付けられる場合、アクセス要求パケットを送信する。しかしながら、遠隔ノードが、ゼロよりも大きいスタック・レベルによって特徴付けられる場合、アクセス要求パケットを送信しない。

4. タイム・スロットの終了時に、各無線ノードは、全てのアクセス要求の結果(COLLIDED、IDLEまたはSUCCESSのいずれか)に基づいて、そのスタック・レベルを変更する。これは、アクセス・ポイントからのダウンリンク・メッセージの予約承認フィールドにおいて報告される。

A. アクセス要求を送信しSUCCESS結果を受信した無線ノードは、要求状態から外される。

B. アクセス要求を送信しCOLLIDED結果を受信した無線ノードは、スタック・レベルを1だけ増分させるか、または、ランダム・ドローの結果に応じてスタック・レベルをゼロのままとする。

C. 要求状態にあるがアクセス要求を送信しなかった無線ノード(すなわち、スタック・レベル>0である未処理ノード)は、予約承認フィールドの少なくとも80%(またはその他の何らかの所定の閾値)で報告された全アクセス要求結果がSUCCESSまたはIDLEの場合は、スタック・レベルを1だけ減分する。その他の場合、遠隔ノードは、スタック・レベルを1だけ増分する。

D. 未処理のモデム=sの場合、スタック・レベルをゼロに減分し、モデムは、その要求を再送出するため、M個のミニスロット(またはアクセス優先度を増分する場合は1個のミニスロット)のうち1つをランダムに選択する。

【0074】図14Cに、この方法の動作を示す。これは、図14Bの方法の動作と同様である。APへのアクセスまたは新たなデータの送出を待つ無線ノードは、スタック・レベルを0にセットし、要求状態に入る(1432)。ノードのスタック・レベルが0である場合(1434)、ノードは、アクセス要求の送信のための予約ミニスロットをランダムに選択し、このアクセス要求を送信する(1436)。要求の結果がSUCCESSであり(1438)、ノードにおけるキューが空である場合(1439)、ノードは現パケットを送信し、要求状態から出て(1440)、待機状態に戻る(1432)。ノードにおけるキューが空でない場合(1439)、APから送信許可を受信した後、ノードは、そのキューに付加された、次のパケットの送信のための予約要求と共に、現パケットを送信し(1441)、キューが空になる(1439)まで、送信許可の受信後に、付加された予約要求と共にパケットの送信を続ける(1441)。残りのパケットを送信した後要求状態から出て(1440)、待機状態(1402)に戻る。

【0075】予約要求(1436)の結果がSUCCESSでない場合(1438)、ノードはランダム・ドローに関与し(1444)、そのスタック・レベルを1だけ増分する(1448)か、またはそのスタック・レベルを0のままとする(1446)かを知る。スタック・レベルが0のままである(1446)場合、ノードは再び、アクセス要求の送信のための予約ミニスロットをランダムに選択し、アクセス要求を送信する(1436)。スタック・レベルを増分する場合(1448)、スタック・レベルは0でなくなる(1434)。いかなる遠隔ノードのスタック・レベルも0でない場合(1434)、以前のサイクルの間の全予約要求の結果が、ある閾値の割合以上でCOLLIDEDであれば(1460)、ノードはスタック・レベルを1だけ増分する(1462)。以前の予約要求の結果がCOLLIDEDでなければ(1460)、ノードはスタック・レベルを1だけ減分する(1464)。

【図面の簡単な説明】

【図1】UMTSアクセス・ネットワークのブロック図である。

【図2】UMTSに関連するプロトコル・スタックの図である。

【図3】UMTSにおいて用いるための非コヒーレントRACH受信機のブロック図である。

【図4A】UMTS RACHにおいて用いられるアクセス・スロットを示す図である。

【図4B】UMTS RACHにおいて用いられるランダム・アクセス・バーストの構造を示す図である。

【図5】本発明の第1の実施例による、遠隔端末におけるアクセス優先順位制御方法のフローチャートを示す図である。

【図6】本発明の第2の実施例による、遠隔端末にお

るアクセス優先順位制御方法のフローチャートを示す図である。

【図7】本発明の第3の実施例による、遠隔端末におけるアクセス優先順位制御方法のフローチャートを示す図である。

【図8】本発明の第4の実施例による、遠隔端末におけるアクセス優先順位制御方法のフローチャートを示す図である。

【図9】本発明の第5の実施例による、遠隔端末におけるアクセス優先順位制御方法のフローチャートを示す図である。

【図10】本発明の第6の実施例による、遠隔端末におけるアクセス優先順位制御方法のフローチャートを示す図である。

【図11】本発明による、基地局におけるアクセス優先順位制御方法のフローチャートを示す図である。

\*

\*【図12A】遠隔ホスト側から見た、全体的なODMA FQプロトコル動作を表すフローチャートを示す図である。

【図12B】基地局側から見た、全体的なODMA FQプロトコル動作を表すフローチャートを示す図である。

【図13A】ODMA FQアクセス制御方法の実施例を表すフローチャートを示す図である。

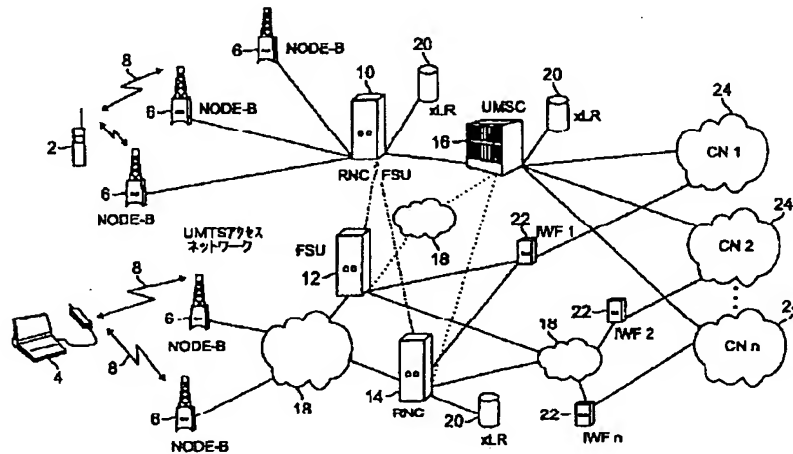
【図13B】ODMA FQアクセス制御方法の代替的な実施例を表すフローチャートを示す図である。

10 【図14A】3つのODMA FQ競合解消方法の1つを表すフローチャートを示す図である。

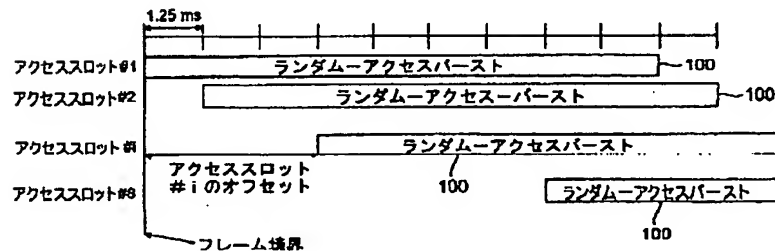
【図14B】3つのODMA FQ競合解消方法の1つを表すフローチャートを示す図である。

【図14C】3つのODMA FQ競合解消方法の1つを表すフローチャートを示す図である。

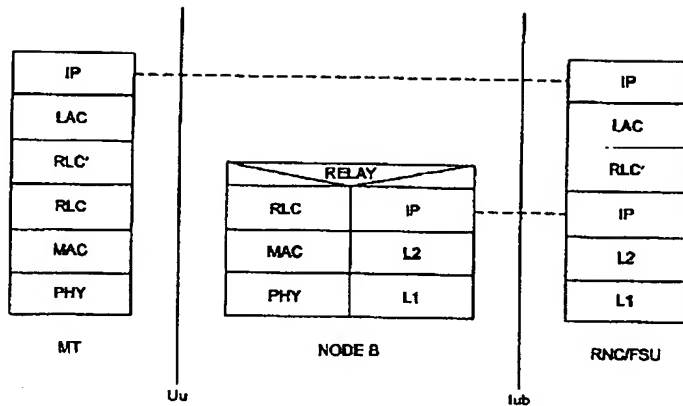
【図1】



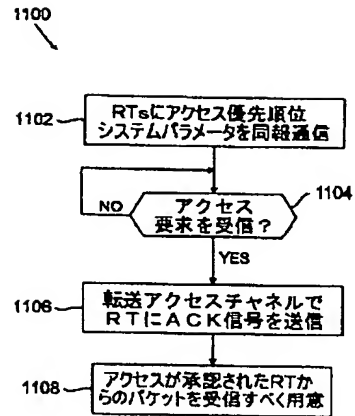
【図4A】



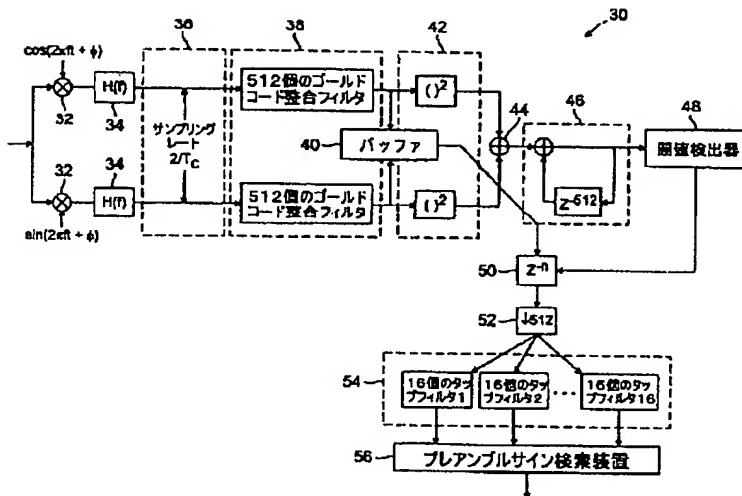
【図2】



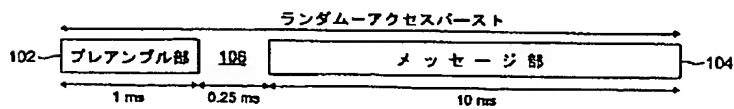
【図11】



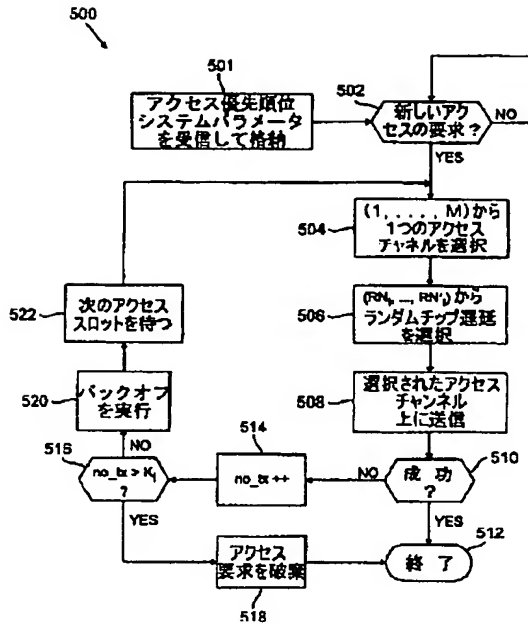
【図3】



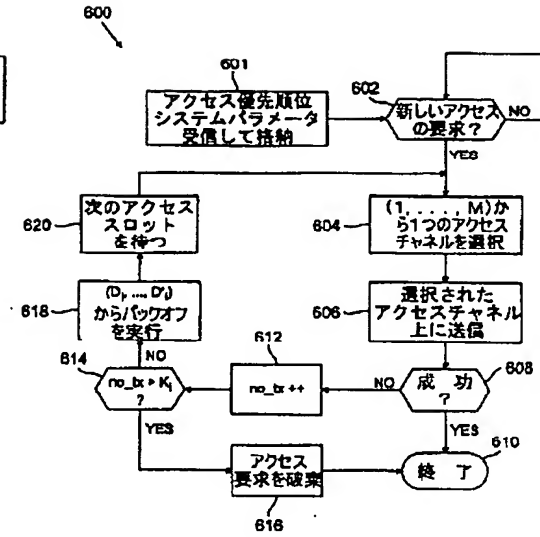
【図4B】



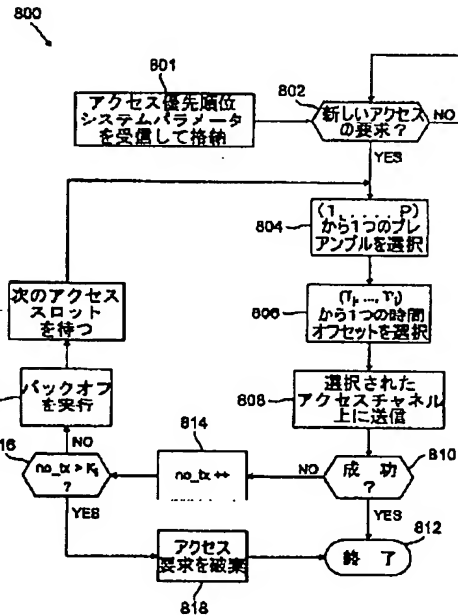
【図5】



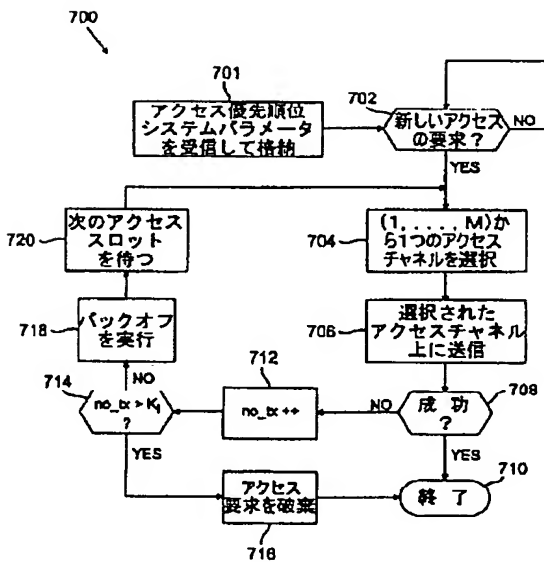
【図6】



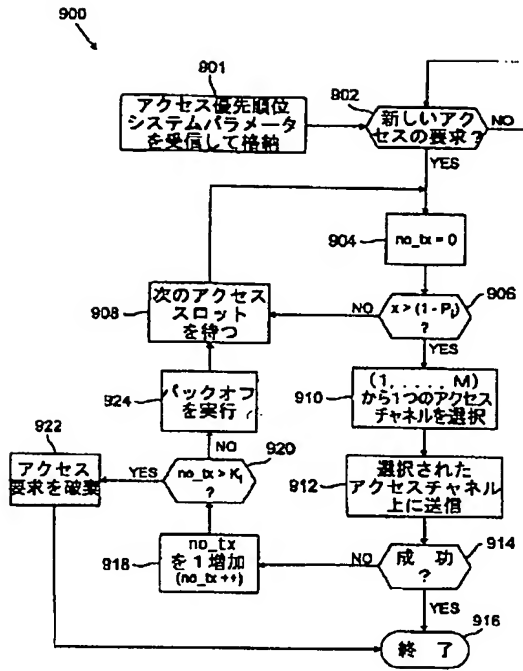
【図8】



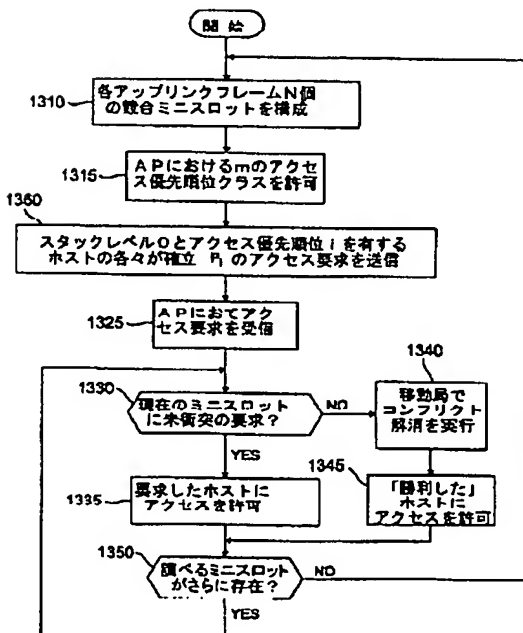
【図7】



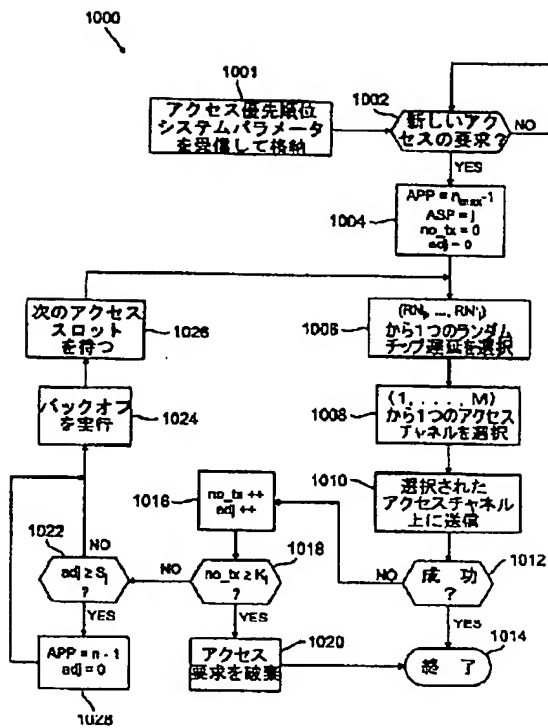
【図9】



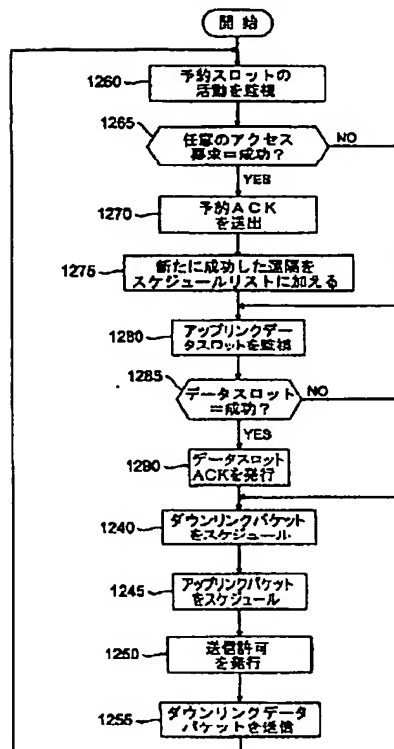
【図13B】



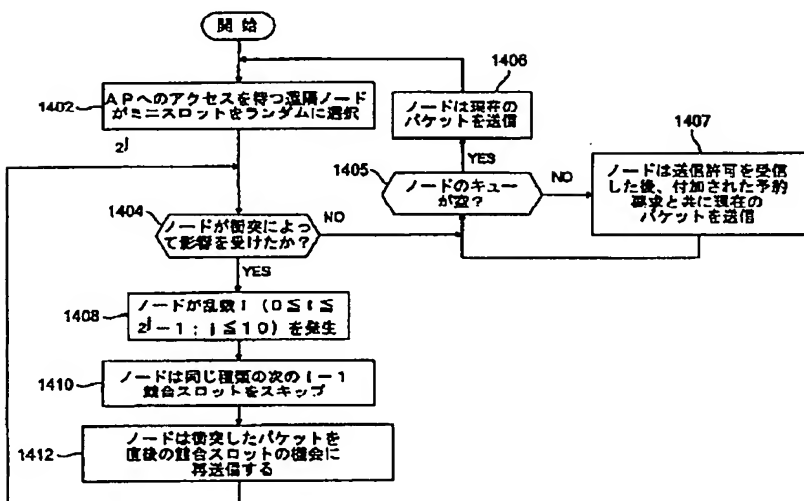
【図10】



【圖 12B】

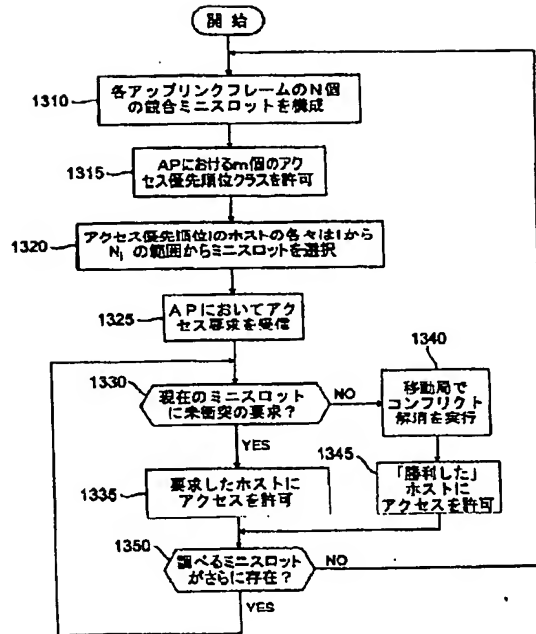


【☒ 14A】

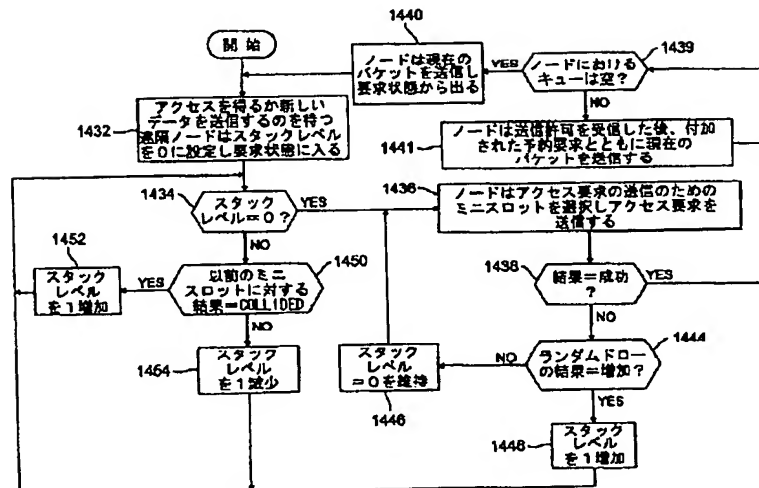




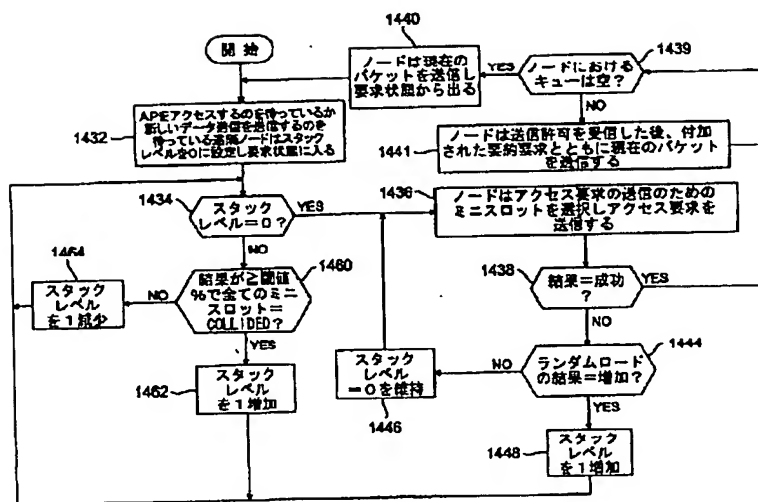
【図13A】



【図14B】



【図14C】



フロントページの続き

(72)発明者 オンーチン ユエ  
 アメリカ合衆国 07748 ニュージャージー  
 イ、ミドルタウン、プレヴィンズ アヴェ  
 ニュー 57

(72)発明者 クインジング ザング  
 アメリカ合衆国 07747 ニュージャージー  
 イ、マタワン、ミドルセックス ロード  
 301